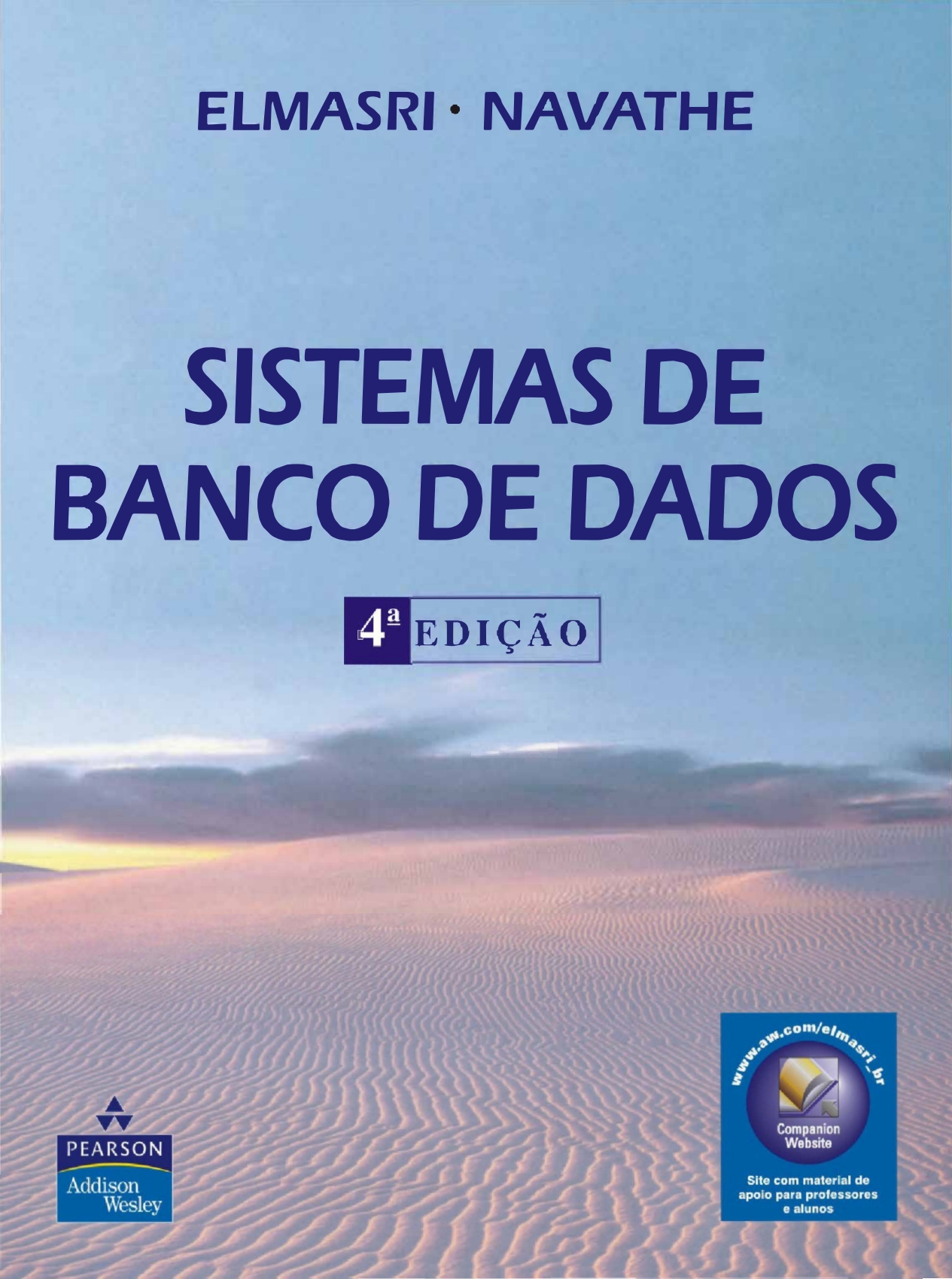
ELMASRI · NAVATHE

SISTEMAS DE BANCO DE DADOS

4ª EDIÇÃO



PEARSON Addison Wesley

SISTEMAS DE BANCO DE DADOS

4ª EDIÇÃO

Ramez Elmasri
Shamkant B. Navathe

Tradução
Marília Guimarães Pinheiro
Claudio Cesar Canhette, Glenda Cristina Valim Melo,
Claudia Vicci Amadeu e Rinaldo Macedo de Morais

Revisão Técnica
Luis Ricardo de Figueiredo
Mestre em ciências da computação e doutorando pela USP-Ribeirão Preto

São Paulo

Brasil Argentina Colômbia Costa Rica Chile Espanha
Guatemala México Peru Porto Rico Venezuela

© 2005 by Pearson Education do Brasil Ltda.
© 2004 by Pearson Education, Inc.

Tradução autorizada a partir da edição original em inglês, *Fundamentals of Database Systems*, 4th ed., Elmasri, Ramez; Navathe, Shamkant B., publicada pela Pearson Education, sob o selo Addison-Wesley.

Todos os direitos reservados. Nenhuma parte desta publicação poderá ser reproduzida ou transmitida de qualquer modo ou por qualquer outro meio, eletrônico ou mecânico, incluindo fotocópia, gravação ou qualquer outro tipo de sistema de armazenamento e transmissão de informação, sem prévia autorização, por escrito, da Pearson Education do Brasil.

Diretor Editorial: José Martins Braga
Gerente Editorial: Roger Trimer
Editora de Desenvolvimento: Renatha Prado
Gerente de Produção: Heber Lisboa
Editora de Texto: Tereza Gouveia
Preparação: Maria Alice da Costa, Margô Negro e Nelson Luis Barbosa
Revisão: Alessandra Miranda, Alexandra Costa e Thelma Babaoka
Capa: Marcelo Françozo, sobre o projeto original de Beth Anderson
Imagem da Capa © 2003 Digital Vision
Editoração Eletrônica: ERJ Composição Editorial e Artes Gráficas Ltda.

A Figura 12.14 é uma definição de um diagrama do modelo lógico de dados em Rational Rose®. A Figura 12.15 é um projeto de banco de dados em Rational Rose®. A Figura 12.17 é um diagrama de classe para o banco de dados empresa gerado pela Rational Rose®.

Dados Internacionais de Catalogação na Publicação (CIP)
(Câmara Brasileira do Livro, SP, Brasil)

Elmasri, Ramez
Sistemas de banco de dados / Ramez Elmasri e Shamkant B. Navathe; revisor técnico Luis Ricardo de Figueiredo. -- São Paulo : Addison Wesley, 2005

Título original: Fundamentals of database systems
Vários tradutores.
Bibliografia.
ISBN 85-88639-17-3

1. Banco de dados I. Navathe, Shamkant B. II. Título.

04-6763 CDD-005.75

Índices para catálogo sistemático:

1. Banco de dados : Sistemas : Processamento de dados 005.75
2. Banco de dados : Fundamentos : Processamento de dados 005.75

2005
Direitos exclusivos para a língua portuguesa cedidos à
Pearson Education do Brasil,
uma empresa do grupo Pearson Education
Av. Ermano Marchetti, 1435
CEP: 05038-001 – Lapa – São Paulo – SP
Fone (11) 3613-1222 Fax (11) 3611-0444
e-mail: vendas@pearsoned.com

A Amalia com amor
R.E.

A minha mãe, Vijaya, e
minha esposa, Aruna, pelo amor e apoio
S.B.N.

Página em branco

Prefácio

Este livro introduz os conceitos fundamentais necessários para projetar, usar e implementar os sistemas de banco de dados e suas aplicações. Nossas apresentações abordam com profundidade os fundamentos da modelagem e projeto de bancos de dados, suas linguagens e as funcionalidades dos sistemas de gerenciamento de bancos de dados e as técnicas de implementação desses sistemas. O livro foi projetado para ser usado como um livro-texto para os cursos de um ou dois semestres em sistemas de banco de dados nos níveis introdutório, avançado, de graduação ou de pós-graduação, e como um livro de referência. Pressupomos que os leitores estejam familiarizados com a programação elementar e com os conceitos de estruturação de dados, e que tenham tido algum contato com a organização básica de computadores.

Iniciamos na Parte 1 com uma introdução e uma apresentação dos conceitos básicos e sua terminologia, além dos princípios de modelagem conceitual de banco de dados. E concluímos o livro nas partes 7 e 8 com uma introdução sobre as tecnologias emergentes, como *data mining* (garimpagem de dados), XML, segurança e banco de dados para Web. Nas partes intermediárias — 2 a 6 — tratamos com profundidade os aspectos mais importantes dos fundamentos de banco de dados.

As características fundamentais incluídas nesta edição são:

- O livro possui uma organização auto-ajustável e flexível para que possa ser adaptada a necessidades individuais.
- A abordagem para a modelagem de dados agora inclui o modelo ER e a UML.
- Um novo capítulo de SQL avançado com material sobre as técnicas de programação em SQL, como JDBC e SQL/CLI.
- Dois exemplos utilizados ao longo do livro — chamados EMPRESA e UNIVERSIDADE — permitem ao leitor comparar as diferentes abordagens que usam a mesma aplicação.
- A cobertura de assuntos como segurança, bancos de dados móveis, GIS e gerenciamento de dados Genoma foi atualizada.
- Um novo capítulo em XML e bancos de dados para a Internet.
- Um capítulo novo em *data mining*.
- Uma significativa revisão dos suplementos para incluir um conjunto robusto de materiais para professores e estudantes e um estudo de caso on-line.

Principais Diferenças em Relação à Terceira Edição

Existem várias mudanças organizacionais na quarta edição, além de alguns capítulos novos muito importantes. As mudanças principais são:

- Os capítulos sobre organização de arquivos e indexação (capítulos 5 e 6 na terceira edição) foram movidos para a Parte 4 da atual edição e correspondem agora aos capítulos 13 e 14. Essa parte inclui também os capítulos 15 e 16 sobre processamento de pesquisas (*query*) e sua otimização e o projeto do banco de dados físico e sintonia (*tuning*) (que se referia ao Capítulo 18 e seções 16.3-16.4 da edição anterior).
- A cobertura do modelo relacional foi reorganizada e atualizada na Parte 2 desta edição. O Capítulo 5 cobre os conceitos do modelo relacional e as restrições. O material sobre álgebra relacional e cálculo foi incorporado ao Capítulo 6. O projeto de banco de dados relacional usando os mapeamentos do ER-para-relacional e do EER-para-relacional encontra-se no Capítulo 7. A SQL está nos capítulos 8 e 9, bem como o material novo sobre técnicas de programação em SQL nas seções 9.3 a 9.6.
- A Parte 3 cobre a teoria e a metodologia de projeto de banco de dados. Os capítulos 10 e 11 sobre a teoria da normalização correspondem aos capítulos 14 e 15 da edição anterior. O Capítulo 12, referente ao projeto de banco de dados, foi, na prática, atualizado para incluir mais cobertura sobre a UML.
- Os capítulos sobre transações, controle de concorrência e recuperação (19, 20 e 21 na terceira edição) estão agora nos capítulos 17, 18 e 19 na Parte 5 desta edição.
- Os capítulos que dizem respeito aos conceitos de orientação a objetos, modelo de objetos ODMG e sistemas objeto-relacional (11, 12 e 13 na edição precedente) fazem parte atualmente dos capítulos 20, 21 e 22 na Parte 6. O Capítulo 22 foi reorganizado e atualizado.

- Os capítulos 10 e 17 da terceira edição foram retirados. O material sobre arquitetura cliente-servidor foi incluído nos capítulos 2 e 25 da nova edição.
- Os capítulos sobre segurança, modelos estendidos (ativo, temporal, espacial, multimídia) e bancos de dados distribuídos (capítulos 22, 23 e 24 na edição anterior) correspondem agora aos capítulos 23, 24 e 25 na Parte 7. O capítulo sobre segurança foi atualizado. O Capítulo 25 da terceira edição relativo a bancos de dados dedutivos foi incorporado ao Capítulo 24 desta edição e faz parte da Seção 24.4.
- O Capítulo 26 é novo, se refere a XML (eXtended Markup Language) e está relacionado ao acesso a bancos de dados relacionais pela Internet.
- O material sobre *data mininig* e *data warehousing* (Capítulo 26 na edição anterior) foi dividido em dois capítulos. O Capítulo 27 sobre *data mining* foi ampliado e atualizado.

Conteúdo Desta Edição

A Parte 1 descreve os conceitos básicos necessários para um bom entendimento do projeto de banco de dados e sua implementação, bem como as técnicas de modelagem conceituais usadas nos sistemas de banco de dados. Os capítulos 1 e 2 introduzem os bancos de dados, seus usuários típicos e os conceitos de SGBDs, sua terminologia e arquitetura. No Capítulo 3, os conceitos do modelo Entidade-Relacionamento (ER) e os diagramas ER são apresentados e utilizados para ilustrar o projeto de banco de dados conceitual. O Capítulo 4 está concentrado na abstração de dados e nos conceitos de modelagem de dados semânticos, e estende o modelo ER para incorporar essas idéias, direcionando para o modelo de dados ER-Estendido (EER) e diagramas EER. Os conceitos apresentados incluem subclasses, especialização, generalização e tipos de união (categorias). A notação para os diagramas de classe da UML também foi introduzida nos capítulos 3 e 4.

A Parte 2 descreve o modelo de dados relacional e os SGBDs relacionais. O Capítulo 5 descreve o modelo relacional básico, suas restrições de integridade e operações de atualização. O Capítulo 6 traz as operações da álgebra relacional e introduz o cálculo relacional. O Capítulo 7 discute o projeto de banco de dados relacional utilizando os mapeamentos do ER e do EER-para-relacional. O Capítulo 8 dá uma visão detalhada da linguagem SQL, cobrindo o padrão SQL, que é implementado na maioria dos sistemas relacionais. O Capítulo 9 trata dos tópicos de programação SQL, como SQLJ, JDBC e SQL/CLI.

A Parte 3 cobre vários tópicos relacionados ao projeto de banco de dados. Os capítulos 10 e 11 tratam do formalismo, teorias e algoritmos desenvolvidos para o projeto de banco de dados relacional por meio da normalização. Esse material inclui os tipos de dependências funcionais e outros tipos, e a forma normal de relações. Passo a passo, a normalização intuitiva é apresentada no Capítulo 10, e o projeto de algoritmos relacionais é discutido no Capítulo 11, que também define outros tipos de dependências, como a multivalorada e a junção. O Capítulo 12 apresenta uma visão geral das diferentes fases do projeto de banco de dados para as aplicações de tamanhos médios e grandes, usando UML.

A Parte 4 começa com uma descrição das estruturas de arquivo físicas e dos métodos de acesso usados em sistemas de banco de dados. O Capítulo 13 aborda os métodos primários de organizar os arquivos de registros em disco, incluindo o *hash* estático e o dinâmico. O Capítulo 14 refere-se a técnicas de indexação de arquivos, incluindo as estruturas de dados árvore-B e árvore-B+, bem como arquivos *grid*. O Capítulo 15 introduz os fundamentos do processamento e otimização de pesquisas, e o Capítulo 16 discute o projeto de banco de dados físico e sua sintonização.

A Parte 5 analisa o processamento de transações, controle de concorrência e técnicas de recuperação, incluindo as discussões de como esses conceitos são efetivados na SQL.

A Parte 6 é uma introdução ampla aos sistemas de bancos de dados orientados a objeto e objeto-relacional. O Capítulo 20 insere os conceitos de orientação a objetos. O Capítulo 21 dá uma visão detalhada do modelo de objetos ODMG e suas linguagens associadas ao ODL e OQL. O Capítulo 22 descreve como estão sendo estendidos os bancos de dados relacionais para incluir os conceitos orientados a objeto e apresenta as características do sistema objeto-relacional, além da avaliação de algumas características do padrão SQL3 e o modelo de dados relacional aninhado.

As partes 7 e 8 cobrem vários tópicos avançados. O Capítulo 23 fornece uma visão geral de segurança e autorização em banco de dados, inclusive dos comandos privilegiados da SQL, GRANT (CONCEDER) e REVOKE (REVOGAR), e amplia os conceitos de segurança incluindo a criptografia, os papéis e o controle de fluxo. O Capítulo 24 introduz vários modelos de banco de dados estendidos para aplicações avançadas. Inclui banco de dados ativo e gatilhos (*triggers*), temporal, espacial, multimídia e bancos de dados dedutivos. O Capítulo 25 possui uma introdução a bancos de dados distribuídos e à arquitetura cliente-servidor de três camadas. O Capítulo 26 é novo e trata do modelo XML (eXtended Markup Language). Primeiramente, discute as diferenças entre os modelos estruturado, semi-estruturado e não-estruturado; a seguir, apresenta os conceitos de XML; e, finalmente, compara o modelo XML com os modelos de banco de dados tradicionais. O Capítulo 27 sobre *data mining* foi ampliado e atualizado. O Capítulo 28 introduz os conceitos de *data warehousing*. Por fim, o Capítulo 29 traz uma in-

trodução aos tópicos de bancos de dados móveis, bancos de dados multimídia, GIS (Sistemas de Informações Geográficas) e gerenciamento de dados Genoma em bioinformática.

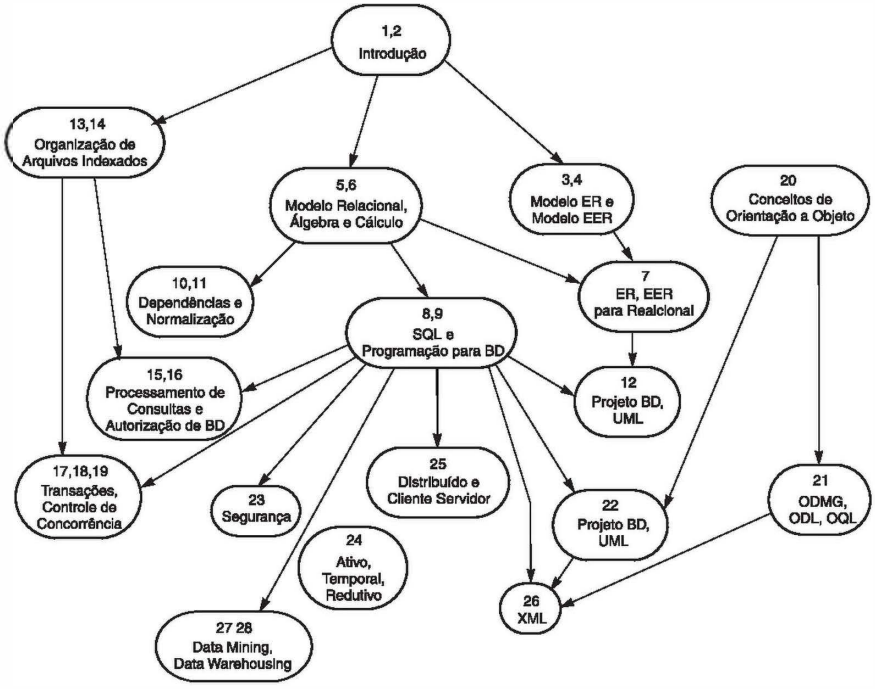
O Apêndice A contém várias alternativas de notações diagramáticas para exibir um esquema conceitual de ER ou EER. Elas podem ser substituídas pelas notações que empregamos, se o professor assim o desejar. O Apêndice C traz os mais importantes parâmetros físicos para os discos. Os apêndices B, E e F estão no site. O Apêndice B é um estudo de caso que acompanha o projeto e a implementação do banco de dados de uma livraria. Os apêndices E e F cobrem os sistemas de bancos de dados legados, baseados nos modelos de bancos de dados de rede e hierárquicos. Foram usados por mais de 30 anos como base para muitas aplicações de bancos de dados comerciais existentes e sistemas de processamento de transações, e serão necessárias várias décadas para substituí-los completamente. Consideramos importante apresentar aos estudantes de administração de banco de dados essas abordagens existentes há muito tempo. Os capítulos completos da segunda edição podem ser encontrados no site como uma referência a esta edição.

Orientações Para o Uso Deste Livro

Existem diferentes formas de apresentação de um curso de banco de dados. Os capítulos das partes 1 a 5 podem ser usados em um curso introdutório de sistemas de banco de dados na ordem em que estão ou na ordem escolhida pelo professor. O professor pode omitir capítulos e seções e incluir outros do restante do livro, dependendo da ênfase do curso. Ao término de cada seção de apresentação do capítulo são apresentadas as seções que podem ser omitidas se for aconselhável uma discussão menos detalhada do tópico abordado no capítulo. Sugerimos o uso até o Capítulo 14 em um curso de banco de dados introdutório e a inclusão de outras partes selecionadas dos demais capítulos, dependendo do conhecimento dos estudantes e da profundidade desejada. Para uma ênfase em técnicas de implementação de sistemas, os capítulos das partes 4 e 5 devem ser incluídos.

Os capítulos 3 e 4, que tratam da modelagem conceitual usando-se os modelos ER e EER, são importantes para uma boa compreensão conceitual sobre os bancos de dados. Porém, podem ser estudados parcialmente, estudados em outro curso ou até mesmo ser omitidos, se a ênfase for a implementação do SGBD.

Os capítulos 13 e 14, referentes à organização de arquivos e indexação, também podem ser estudados posteriormente ou ainda ser omitidos, caso a ênfase seja nos modelos de banco de dados e linguagens. Para os estudantes que já participaram



de um curso em organização de arquivos, partes desses capítulos poderiam ser utilizadas como material de leitura, ou alguns exercícios podem ser definidos como revisão dos conceitos.

Um ciclo de vida completo de projeto e implementação de um banco de dados engloba o projeto conceitual (capítulos 3 e 4), o mapeamento do modelo (Capítulo 7), a normalização (Capítulo 10) e a implementação em SQL (Capítulo 9). A documentação adicional em SGBDRS também deve ser providenciada.

O livro foi escrito de forma a abranger todos esses tópicos, embora sua ordem de leitura possa ser alterada. A figura da página anterior mostra as principais interdependências entre os capítulos. Como a figura ilustra, é possível começar com diferentes tópicos após os dois capítulos introdutórios. Embora a figura possa parecer complexo, é importante observar que, se os capítulos forem lidos na ordem proposta, as interdependências não serão perdidas. A figura pode ser consultada por professores que desejam utilizar uma ordem alternativa de apresentação.

Para o curso de um único semestre baseado neste livro, alguns capítulos podem ser definidos como material de leitura, como as partes 4, 7 e 8. O livro pode ser usado, também, para um caso de dois semestres. O primeiro curso, "Introdução ao projeto de sistemas de bancos de dados", nos níveis introdutório, principiante ou avançado, deve cobrir os capítulos 1 a 14. O segundo, "Técnicas de projeto e implementação de bancos de dados", para níveis mais avançados, deve abordar os capítulos 15 a 28. Os capítulos das partes 7 e 8 podem ser utilizados seletivamente em cada semestre, e outras bibliografias descrevendo os SGBDs, disponíveis para os estudantes em bibliotecas, podem ser empregadas para complementar o material do livro.

Material de Apoio (no Companion Website)

No site www.aw.com/elmasri_br professores e estudantes encontram material de apoio exclusivo, incluindo:

- "Estudos de caso" sobre o projeto e a implementação do banco de dados de uma livraria, bem como capítulos de edições anteriores.
- Conjunto de "Notas de aula" em PowerPoint.
- Manual de soluções (em inglês) exclusivo para professores que lecionam a disciplina.
- Exercício de múltipla escolha.

Agradecimentos

É um grande prazer agradecermos a assistência e contribuição de um grande número de pessoas que nos auxiliaram neste esforço. Primeiro, gostaríamos de agradecer a nossos editores, Maite Suarez-Rivas, Katherine Harutunian, Daniel Rausch e Juliet Silveri. Em particular, agradecemos os esforços e a ajuda de Katherine Harutunian, nosso primeiro contato para a quarta edição. Gostaríamos de expressar nosso reconhecimento a todos que tenham contribuído para esta quarta edição. Agradecemos a contribuição dos seguintes revisores: Phil Berhnard, Florida Tech; Zhengxin Chen, University of Nebraska em Omaha; Jan Chomicki, University of Buffalo; Hakan Ferhatosmagnoglu, Ohio State University; Len Fisk, Califórnia State University, Chico; William Hankley, Kansas State University; Ali R. Hurson, Penn State University; Vijay Kumar, University of Missouri-Kansas City; Peretz Shoval, Ben-Guirion University, Israel; Jason T. L. Wan, New Jersey Institute of Technology; e Ed Omiecinski da Georgia Tech, que contribuiu com o Capítulo 27.

Ramez Elmasri agradece a seus alunos Hyoil Han, Babak Hojabri, Jack Fu, Charley Li, Ande Swathi e Steven Wu, que contribuíram com material para o Capítulo 26.

É grato também ao apoio oferecido pela University of Texas, Arlington.

Sham Navathe agradece a Dan Forsythe e aos seguintes alunos da Georgia Tech: Weimin Feng, Angshuman Guin, Abrar Ul-Haque, Bin Liu, Ying Liu, Wanxia Xie e Waigen Yee.

Gostaríamos de reforçar nossos agradecimentos àqueles que revisaram e contribuíram para as edições anteriores de *Fundamentos de Sistemas de Banco de Dados*. Na primeira edição, somos gratos a: Alan Apt (editor), Don Batory, Scott Downing, Dennis Heimbinger, Julia Hodges, Yannis Ioannidis, Jim Larson, Dennis McLeod, Per-Ake Larson, Rahul Patel, Nicholas Roussopoulos, David Stemple, Michael Stonebraker, Frank Tompa e Kyu-Young Whang; na segunda edição: Dan Joraanstad (editor), Rafi Ahmed, Antonio Albano, David Beech, Jose Blakeley, Panos Chrysanthis, Suzanne Dietrich, Vic Ghorpadey, Goets Graefe, Eric Hanson, Junguk L. Kim, Roger King, Vram Kouramajian, Vijay Kumar, John Lowther, Sanjay Manchanda, Toshimi Minoura, Inderpal Mumick, Ed Omiecinski, Girish Pathak, Raghu Ramakrishnan, Ed Robertson, Eugene Sheng, David Stotts, Marianne Winslett e Stan Zdonick. Agradecemos às pessoas que contribuíram para a terceira edição: nossos editores na Addison-Wesley, Maite Suarez-Rivas, Katherine Harutunian e Bob Woodbury, e os seguintes colegas que contribuíram ou revisaram parcial ou totalmente a terceira edição: Suzanne Dietrich, Ed Omiecinski, Rafi Ahmed, Francois Bancilhon, Jose Blakeley, Rick Cattell, Ann Chervenak, David W. Embley, Henry A. Etlinger, Leonidas Fegaras, Dan

Forsyth, Farshad Fotouhi, Michael Franklin, Sreejith Gopinath, Goetz Craefe, Richard Hull, Sushil Jajodia, Ramesh K. Karne, Harish Kotbagi, Vijay Kumar, Tarcisio Lima, Ramon A. Mata-Toledo, Jack McCaw, Dennis McLeod, Rokia Missaoui, Magdi Morsi, M. Narayanaswamy, Carlos Ordonez, Joan Peckham, Betty Salzberg, Ming-Chien Shan, Junping Sun, Rajshekhar Sunderraman, Aravindan Veerasamy e Emilia E. Villareal.

Por último, mas nem por isso menos importante, somos muito gratos ao apoio, ao encorajamento e à paciência de nossos familiares.

E.E.
S.B.N.

Página em branco

Sumário

PARTE 1 INTRODUÇÃO À MODELAGEM CONCEITUAL 1

1. Banco de dados e os usuários de banco de dados 3

1.1 Introdução 4
1.2 Um exemplo 5
1.3 Características do emprego de bancos de dados 7
1.4 Atores no palco 10
1.5 Trabalhadores dos bastidores 11
1.6 Vantagens da utilização da abordagem SGBD 11
1.7 Uma breve história das aplicações de um banco de dados 15
1.8 Quando não usar o SGBD 17
1.9 Resumo 17

2. Sistemas de bancos de dados: conceitos e arquitetura 19

2.1 Modelos de dados, esquemas e instâncias 19
2.2 Arquitetura de três-esquemas e a independência de dados 22
2.3 Linguagem de banco de dados e interfaces 24
2.4 O Ambiente de sistemas de banco de dados 26
2.5 Arquiteturas centralizadas e cliente/servidor para os SGBDS 28
2.6 Classificação dos sistemas gerenciadores de banco de dados 31
2.7 Resumo 33

3. Modelagem de dados usando o modelo a entidade-relacionamento 35

3.1 Usando modelos de dados de alto nível conceitual para o projeto de um banco de dados 36
3.2 Uma aplicação exemplo de banco de dados 37
3.3 Tipos entidade, conjuntos de entidade e atributos-chave 39
3.4 Tipos relacionamento, conjuntos de relacionamentos, papéis e restrições estruturais 43
3.5 Tipo entidade fraca 48
3.6 Refinando o projeto ER para o banco de dados EMPRESA 49
3.7 Diagramas ER, convenções de nomenclatura e decisões de projeto 50
3.8 Notação para diagramas de classe UML 52
3.9 Resumo 54

4. Modelagem com entidade-relacionamento estendido e UML 60

4.1 Subclasses, superclasses e herança 61
4.2 Especialização e generalização 62
4.3 Características e restrições da especialização e generalização 64
4.4 Modelagem de tipos UNIÃO usando as categorias 69
4.5 Um exemplo — UNIVERSIDADE — de esquema EER e definições formais para o modelo EER 71
4.6 Representação da especialização/generalização e herança em diagramas de classe UML 73
4.7 Tipos relacionamento com grau maior que dois 74
4.8 Abstração de dados, representação do conhecimento e conceitos de ontologia 77
4.9 Resumo 81

PARTE 2 — MODELO RELACIONAL: CONCEITOS, RESTRIÇÕES, LINGUAGENS, PROJETO E PROGRAMAÇÃO. 87

5. O modelo de dados relacional e as restrições de um banco de dados relacionais 89

5.1 Conceitos do modelo relacional 90
5.2 Restrições do modelo relacional e esquemas de um banco de dados relacional 94
5.3 Operações de atualização e tratamento de violações de restrição 100
5.4 Resumo 102

6. A álgebra relacional e o cálculo relacional 106

6.1 Operações relacionais unárias: seleção (SELECT) e projeção (PROJECT) 107
6.2 Operações da álgebra relacional a partir da teoria dos conjuntos 110
6.3 Operações relacionais binárias: junção (JOIN) e divisão (DIVISION) 113
6.4 Outras operações relacionais 118
6.5 Exemplos de consultas (QUERIES) na álgebra relacional 122
6.6 O cálculo relacional de tupla 124
6.7 O cálculo relacional de domínio 130
6.8 Resumo 132

7. Projeto de banco de dados relacional pelo mapeamento dos modelos 137

7.1 Projeto de um banco de dados relacional usando o mapeamento do ER para o relacional 137
7.2 Mapeamento dos construtores do modelo EER para as relações 142
7.3 Resumo 146

8. SQL-99: Definição de esquema, restrições básicas e consultas (*Queries*) 148

8.1 Definição de dados e tipos de dados SQL 149
8.2 Especificando as restrições básicas em SQL 153
8.3 Comandos para as alterações de esquemas SQL 155
8.4 Consultas SQL básicas 156
8.5 Consultas SQL mais complexas 164
8.6 Comandos insert (inserção), delete (exclusão) e update (atualização) em SQL 176
8.7 Outras funcionalidades da SQL 178
8.8 Resumo 179

9. Mais SQL: asserções (assertions), visões (views) e técnicas de programação 182

9.1 Especificando as restrições genéricas por asserções 183
9.2 Visões (views — tabelas virtuais) em SQL 183
9.3 Programação com o banco de dados: escolhas e técnicas 186
9.4 SQL embutida, SQL dinâmica e SQLJ 188
9.5 Programação em um banco de dados por meio de funções (functions calls): SQL/CLI e JDBC 196
9.6 Procedimentos armazenados em banco de dados (stored procedures) e o SQL/PSM 202
9.7 Resumo 205

PARTE 3 — TEORIA E METODOLOGIA DE PROJETO DE UM BANCO DE DADOS 207

10. Dependência funcional e normalização em um banco de dados relacional 209

10.1 Orientações para projetos informais de esquemas relacionais 210
10.2 Dependências funcionais 217
10.3 Formas normais baseadas em chaves primárias 222
10.4 Definições gerais da segunda e da terceira formas normal 228
10.5 Forma normal de Boyce-Codd 231
10.6 Resumo 233

11. Algoritmos para Projeto de Banco de Dados Relacional e Demais Dependências 237

11.1 Propriedades das decomposições relacionais 238
11.2 Algoritmos para o projeto do esquema de banco de dados relacional 242
11.3 Dependências multivaloradas e a quarta forma normal 247
11.4 Dependências de junção e a quinta forma normal 251
11.5 Dependências de inclusão 252

11.6 Outras dependências e formas normais ... 253
11.7 Resumo ... 254

12. Metodologia para projeto prático de banco de dados e uso de diagramas UML ... 257

12.1 O papel dos sistemas de informação nas organizações ... 258
12.2 O processo de projeto e implementação de banco de dados ... 261
12.3 Uso de diagramas UML como apoio para a especificação de projeto de banco de dados ... 274
12.4 Rational Rose, uma ferramenta de projeto baseada em UML ... 281
12.5 Ferramentas automatizadas para projeto de banco de dados ... 285
12.6 Resumo ... 287

PARTE 4 — ARMAZENAMENTO DE DADOS, INDEXAÇÃO, PROCESSAMENTO DE CONSULTAS E PROJETO FÍSICO ... 291

13. Armazenamento em disco, estruturas básicas de arquivos e *Hashing* ... 293

13.1 Introdução ... 293
13.2 Dispositivos de armazenamento secundário ... 296
13.3 Buffering de blocos ... 301
13.4 Disposição de registros de arquivos em disco ... 302
13.5 Operações em arquivos ... 305
13.6 Arquivos de registros desordenados (Heap Files) ... 307
13.7 Arquivos de registros ordenados (Sorted Files) ... 308
13.8 Técnicas de Hashing ... 310
13.9 Outras organizações primárias de arquivo ... 316
13.10 Acesso paralelo em disco usando a tecnologia RAID ... 317
13.11 Área de armazenamento em rede ... 321
13.12 Resumo ... 321

14. Estruturas de indexação de arquivos ... 326

14.1 Tipos de índices ordenados em nível único ... 326
14.2 Índices multiníveis ... 334
14.3 Índices multiníveis dinâmicos que usam árvores-b (b-trees) e árvores-b+ (b+-trees) ... 336
14.4 Índices em chaves múltiplas ... 347
14.5 Outros tipos de índices ... 349
14.6 Resumo ... 350

15. Algoritmos para processamento e otimização de consultas ... 354

15.1 Traduzindo consultas SQL para a álgebra relacional ... 356
15.2 Algoritmos para ordenação externa (external sorting) ... 356
15.3 Algoritmos para operações SELECT e JOIN ... 358
15.4 Algoritmos para as operações PROJECT e de conjunto ... 365
15.5 Implementação das operações de agregação e outer Joins ... 366
15.6 Combinação de operações usando pipelines ... 367
15.7 Utilização de heurísticas na otimização de consultas ... 368
15.8 Utilização de seletividade e estimativa de custo na otimização de consultas ... 376
15.9 Visão geral da otimização de consultas no Oracle ... 382
15.10 Otimização semântica de consultas ... 383
15.11 Resumo ... 383

16. Projeto e Sintonização (*Tuning*) de Bancos de Dados na Prática ... 386

16.1 Projeto físico de bancos de dados em bancos de dados relacionais ... 386
16.2 Uma visão geral da sintonização de banco de dados em sistemas relacionais ... 388
16.3 Resumo ... 393

PARTE 5 — CONCEITOS DE PROCESSAMENTO DE TRANSAÇÕES 395

17. Introdução aos conceitos e teoria do processamento de transações 397

17.1 Introdução ao processamento de transações 397
17.2 Conceitos de transação e sistema 402
17.3 Propriedades desejáveis das transações 404
17.4 Definindo plano de execução (schedules) baseado na restaurabilidade (recoverability) 405
17.5 Definindo planos de execução (schedules) baseados em serialidade (serializability) 407
17.6 Suporte de transações em SQL 415
17.7 Resumo 416

18. Técnicas de controle de concorrência 419

18.1 Técnicas de bloqueio em duas fases para controle de concorrência 419
18.2 Controle de concorrência baseado em ordenação por Timestamp 426
18.3 Técnicas de controle de concorrência de multiversão 428
18.4 Técnicas de controle de concorrência de validação (otimista) 430
18.5 Granularidade de itens de dados e bloqueio de granularidade múltipla 431
18.6 Usando bloqueios para controle de concorrência em índices 433
18.7 Outros tópicos sobre controle de concorrência 435
18.8 Resumo 436

19. Técnicas de recuperação de banco de dados 438

19.1 Conceitos de recuperação 438
19.2 Técnicas de recuperação baseadas na atualização adiada 443
19.3 Técnicas de recuperação baseadas em atualização imediata 446
19.4 Paginação shadow (sombra) 447
19.5 O algoritmo de recuperação ARIES 448
19.6 Recuperação em sistemas de bancos de dados múltiplos 451
19.7 Backup de banco de dados e recuperação em falhas catastróficas 451
19.8 Resumo 452

PARTE 6 – BANCOS DE DADOS DE OBJETOS E OBJETO-RELACIONAIS 457

20. Conceitos para bancos de dados de objetos 459

20.1 Visão geral dos conceitos de orientação a objetos 460
20.2 Identidade de objeto, estrutura de objeto e construtores de tipos 462
20.3 Encapsulamento de operações, métodos e persistência 466
20.4 Hierarquias de classe e tipo, e herança 469
20.5 Objetos complexos 471
20.6 Outros conceitos orientados a objetos 473
20.7 Resumo 475

21. Padrões, linguagens e projeto de banco de dados de objetos 477

21.1 Visão geral do modelo de objetos ODMG 478
21.2 ODL — a linguagem de definição de objetos 487
21.3 A linguagem de consulta de objetos (OQL) 492
21.4 Visão geral do Binding com a Linguagem C++ 498
21.5 Projeto conceitual de banco de dados de objetos 499
21.6. Resumo 501

22. Sistemas objeto-relacional e relacional-estendido 503

22.1 Visão geral da SQL e suas características objeto-relacionais 504
22.2 Evolução e tendências atuais da tecnologia de bancos de dados 509
22.3 O Informix Universal Server 510
22.4 Características objeto-relacionais do Oracle 8 517

22.5 Implementação e aspectos relacionados a sistemas de tipos estendidos 519
22.6 O modelo relacional aninhado 520
22.7 Resumo 522

PARTE 7 — TÓPICOS AVANÇADOS 525

23. Segurança e autorização em banco de dados 527

23.1 Introdução às questões de segurança em bancos de dados 527
23.2 Controle de acesso discricionário baseado na concessão e na revogação de privilégios 530
23.3 Controle de acesso obrigatório e controle de acesso baseado em papéis para segurança multinível 533
23.4 Introdução à segurança de bancos de dados estatísticos 537
23.5 Introdução ao controle de fluxo 538
23.6 Criptografia e infra-estruturas de chave pública 539
23.7 Resumo 541

24. Extensões de modelos de dados para aplicações avançadas 544

24.1 Conceitos de banco de dados ativos e gatilhos (triggers) 545
24.2 Conceitos de banco de dados temporais 552
24.3 Bancos de dados multimídias 561
24.4 Introdução aos bancos de dados dedutivos 564
24.5 Resumo 573

25. Bancos de dados distribuídos e arquiteturas cliente-servidor 578

25.1 Conceitos de banco de dados distribuídos 579
25.2 Fragmentação, replicação e técnicas de alocação de dados para o projeto de bancos de dados distribuídos 583
25.3 Tipos de sistemas de banco de dados distribuídos 587
25.4 Processamento de consultas em bancos de dados distribuídos 589
25.5 Visão geral do controle de concorrência e de recuperação embancos de dados distribuídos 593
25.6 Uma visão geral da arquitetura cliente-servidor 3-tier (3 camadas) 595
25.7 Bancos de dados distribuídos no Oracle 597
25.8 Resumo 599

PARTE 8 — TECNOLOGIAS EMERGENTES 603

26. XML e bancos de dados de internet 605

26.1 Dados estruturados, semi-estruturados e não estruturados 605
26.2 O modelo de dados hierárquico (árvore) XML 608
26.3 Documentos XML, DTD e esquema XML 610
26.4 Documentos XML e bancos de dados 616
26.5 Consultas XML 621
26.6 Resumo 623

27. Conceitos de Data Mining 624

27.1 Visão geral da tecnologia de Data Mining 624
27.2 Regras de associação 627
27.3 Classificação 634
27.4 Agrupamento (clustering) 637
27.5 Abordagens para outros problemas de Data Mining 639
27.6 Aplicações de Data Mining 640
27.7 Ferramentas comerciais para Data Mining 641
27.8 Resumo 643

28. Visão geral de *Data Warehousing* e OLAP **646**
28.1 Introdução, definições e terminologia 646
28.2 Características de Data Warehouses (Depósitos de Dados) 647
28.3 Modelagem de dados para Data Warehouses 648
28.4 Construção de um Data Warehouse 652
28.5 Funcionalidade típica de um Data Warehouse 654
28.6 Comparação entre Data Warehouse e visões 655
28.7 Problemas e questões em aberto em Data Warehouses 655
28.8 Resumo 656

29. Tecnologias e aplicações emergentes de banco de dados **658**
29.1 Bancos de dados móveis 658
29.2 Bancos de dados de multimídia 664
29.3 Sistemas de informação geográfica 668
29.4 Gerenciamento de dados de Genoma 673

Apêndice A — Notações diagramáticas opcionais para modelos ER **680**

Apêndice C — Parâmetros de discos **682**

Apêndice D — Visão geral da linguagem QBE **684**
D.1 Recuperações básicas em QBE 684
D.2 Agrupamento, agregação e modificação de banco de dados em QBE 687

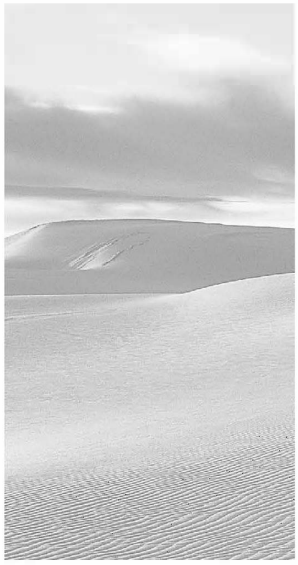
Bibliografia **690**

Índice **715**

1

INTRODUÇÃO À MODELAGEM CONCEITUAL

Página em branco



1

Banco de Dados e os Usuários de Banco de Dados

Os bancos de dados e os sistemas de bancos de dados se tornaram componentes essenciais no cotidiano da sociedade moderna. No decorrer do dia, a maioria de nós se depara com atividades que envolvem alguma interação com os bancos de dados. Por exemplo, se formos ao banco para efetuarmos um depósito ou retirar dinheiro, se fizermos reservas em um hotel ou para a compra de passagens aéreas, se acessarmos o catálogo de uma biblioteca informatizada para consultar uma bibliografia, ou se comprarmos produtos — como livros, brinquedos ou computadores — de um fornecedor por intermédio de sua página Web, muito provavelmente essas atividades envolverão uma pessoa ou um programa de computador que acessará um banco de dados. Até mesmo os produtos adquiridos em supermercados, em muitos casos, atualmente, incluem uma atualização automática do banco de dados que mantém o controle do estoque disponível nesses estabelecimentos.

Essas interações são exemplos do que podemos denominar **aplicações tradicionais de banco de dados**, no qual a maioria das informações que são armazenadas e acessadas apresenta-se em formatos textual ou numérico. Nos últimos anos, os avanços tecnológicos geraram aplicações inovadoras e interessantes dos sistemas de banco de dados.

Os **bancos de dados de multimídia** podem, agora, armazenar figuras, videoclipes e mensagens sonoras. Os **sistemas de informações geográficas** (*geographic information systems* — GIS) são capazes de armazenar e analisar mapas, dados do tempo e imagens de satélite. Os ***data warehouses*** * e os *online analytical processing* (OLAP) — processamento analítico on-line — são utilizados em muitas empresas para extrair e analisar as informações úteis dos bancos de dados para a tomada de decisões.

A **tecnologia de bancos de dados ativos** (*active database technology*) e ***real time*** (tempo real) são usados no controle de processos industriais e de produção (indústria). As técnicas de pesquisa em banco de dados estão sendo aplicadas na World Wide Web para aprimorar a recuperação de informações necessárias pelos usuários da Internet.

Entretanto, para entendermos os fundamentos da tecnologia de banco de dados, devemos começar pelas aplicações tradicionais de bancos de dados. Sendo assim, na Seção 1.1 deste capítulo, definimos o que é um banco de dados e conceituamos alguns termos básicos. Na Seção 1.2 apresentamos um banco de dados como exemplo, uma UNIVERSIDADE, para ilustrar nossa discussão. Em seguida, na Seção 1.3, descrevemos algumas características principais dos sistemas de banco de dados, e nas seções 1.4 e 1.5 categorizamos os tipos de pessoas cujas profissões envolvem o uso e a interação com os sistemas de banco de dados. Nas seções 1.6, 1.7 e 1.8 discutiremos as diversas capacidades de um sistema de banco de dados e algumas aplicações típicas. A Seção 1.9 resume todo o capítulo.

O leitor que optar por uma rápida introdução aos sistemas de banco de dados pode estudar as seções 1.1 a 1.5, depois, pode saltar ou folhear as seções 1.6 até 1.8 e iniciar o Capítulo 2.

---

* Nossa opção foi priorizar, sempre, o termo mais comumente utilizado nas áreas de ensino e pesquisa de banco de dados. Este termo é geralmente empregado em inglês, optamos por essa forma no texto traduzido. Entretanto, muitas vezes traduziremos também o termo para melhor compreensão daqueles que não estão familiarizados com tal terminologia. (N. de T.)

1.1 Introdução

Os bancos de dados e a sua tecnologia estão provocando um grande impacto no crescimento do uso de computadores. É viável afirmar que eles representam um papel crítico em quase todas as áreas em que os computadores são utilizados, incluindo negócios, comércio eletrônico, engenharia, medicina, direito, educação e as ciências da informação, para citar apenas algumas delas. A palavra *banco de dados* é tão comumente utilizada que, primeiro, devemos defini-la. Nossa definição inicial é bastante genérica.

Um **banco de dados** é uma coleção de dados relacionados.[1] Os **dados** são fatos que podem ser gravados e que possuem um significado implícito. Por exemplo, considere nomes, números telefônicos e endereços de pessoas que você conhece. Esses dados podem ter sido escritos em uma agenda de telefones ou armazenados em um computador, por meio de programas como o Microsoft Access ou Excel. Essas informações são uma coleção de dados com um significado implícito, conseqüentemente, um banco de dados.

A definição de banco de dados, mencionada anteriormente, é muito genérica. Por exemplo, podemos considerar o conjunto de palavras que formam esta página como dados relacionados, portanto, constituindo um banco de dados. No entanto, o uso do termo *banco de dados* é geralmente mais restrito. Possui as seguintes propriedades implícitas:

- Um banco de dados representa alguns aspectos do mundo real, sendo chamado, às vezes, de **minimundo** ou de **universo de discurso (UoD)**. As mudanças no minimundo são refletidas em um banco de dados.
- Um banco de dados é uma coleção lógica e coerente de dados com algum significado inerente. Uma organização de dados ao acaso (randômica) não pode ser corretamente interpretada como um banco de dados.
- Um banco de dados é projetado, construído e povoado por dados, atendendo a uma proposta específica. Possui um grupo de usuários definido e algumas aplicações preconcebidas, de acordo com o interesse desse grupo de usuários.

Em outras palavras, um banco de dados possui algumas fontes das quais os dados são derivados, alguns níveis de interação com os eventos do mundo real e um público efetivamente interessado em seus conteúdos.

Um banco de dados pode ser de qualquer tamanho e de complexidade variável. Por exemplo, a lista de nomes e endereços, citada anteriormente, pode possuir apenas poucas centenas de registros, cada um com uma estrutura simples. Porém, o catálogo computadorizado de uma grande biblioteca pode conter meio milhão de entradas organizadas em diferentes categorias — pelo sobrenome principal do autor, pelo assunto, pelo título —, sendo cada categoria organizada em ordem alfabética. Um banco de dados muito maior e mais complexo é mantido pelo Internal Revenue Service (IRS), órgão responsável pelo controle dos formulários de impostos preenchidos pelos contribuintes dos Estados Unidos. Se pressupomos que existam cem milhões de contribuintes e cada um deles preenche em média cinco formulários com aproximadamente 400 caracteres de informações por formulário, teríamos um banco de dados de $100 \times 10^6 \times 400 \times 5$ caracteres (bytes) de informação. Se o IRS mantiver os últimos três formulários para cada contribuinte teremos, além do atual, um banco de dados de 8×10^{11} bytes (800 gigabytes). Essa imensa quantidade de informação deve ser organizada e gerenciada para que os usuários possam pesquisar, recuperar e atualizar os dados necessários.

Um banco de dados pode ser gerado e mantido manualmente ou pode ser automatizado (computadorizado). Por exemplo, um catálogo de cartões bibliotecários é um banco de dados que oferece a possibilidade de ser criado e mantido manualmente. Um banco de dados computadorizado pode ser criado e mantido tanto por um grupo de aplicativos escritos especialmente para essa tarefa como por um sistema gerenciador de banco de dados. É claro que, neste livro, o objetivo é abordar os bancos de dados computadorizados.

Um **sistema gerenciador de banco de dados (SGBD)** é uma coleção de programas que permite aos usuários criar e manter um banco de dados. O SGBD é, portanto, *um sistema de software de propósito geral* que facilita os processos de *definição*, *construção*, *manipulação* e *compartilhamento* de bancos de dados entre vários usuários e aplicações. A **definição** de um banco de dados implica especificar os tipos de dados, as estruturas e as restrições para os dados a serem armazenados em um banco de dados.

A **construção** de um banco de dados é o processo de armazenar os dados em alguma mídia apropriada controlada pelo SGBD. A **manipulação** inclui algumas funções, como pesquisas em banco de dados para recuperar um dado específico, atualização do banco para refletir as mudanças no minimundo e gerar os relatórios dos dados. O **compartilhamento** permite aos múltiplos usuários e programas acessar, de forma concorrente, o banco de dados.

Outras funções importantes do SGBD são a *proteção* e a *manutenção* do banco de dados por longos períodos. A **proteção** inclui a *proteção do sistema* contra o mau funcionamento ou falhas (*crashes*) no hardware ou software, e *segurança* contra aces-

1 Usaremos a palavra *dados* (*data*, em inglês) tanto para o singular como para o plural, como é usual na literatura; o contexto determinará a interpretação. No inglês formal, o termo *dados* é utilizado para o plural, e *datum*, para o singular.

sos não autorizados ou maliciosos. Um banco de dados típico pode ter um ciclo de vida de muitos anos, então, os SGBD devem ser capazes de **manter** um sistema de banco de dados que permita a evolução dos requisitos que se alteram ao longo do tempo.

Não é necessário usar os softwares SGBD típicos para implementar um banco de dados computadorizado. Poderíamos escrever nosso próprio conjunto de programas para criar e manter um banco de dados criando, de fato, nosso próprio SGBD com uma *finalidade específica*. Nesses casos — se usarmos um SGBD de propósito geral ou não —, normalmente teremos de desenvolver uma quantidade considerável de softwares complexos. Na verdade, a maioria dos SGBD é composta por sistemas muito complexos.

Para completar nossa definição inicial chamaremos o banco de dados e o software SGBD, juntos, de **sistema de banco de dados**. A Figura 1.1 ilustra alguns dos conceitos discutidos.

1.2 Um Exemplo

Considerando um exemplo simples com o qual a maioria dos leitores está muito familiarizada: um banco de dados de uma UNIVERSIDADE, no qual são mantidas as informações do meio acadêmico, como alunos, cursos e notas. A Figura 1.2 mostra a estrutura do banco de dados e fornece uma pequena amostra dos dados desse banco. O banco é organizado em cinco arquivos, cada um armazena os registros de dados do mesmo tipo.[2] O arquivo ALUNO conserva os dados de cada estudante, o CURSO preserva os dados sobre cada curso, o arquivo DISCIPLINA guarda os dados de cada disciplina do curso. Continuando, o arquivo HISTORICO_ESCOLAR mantém as notas recebidas por aluno nas diversas disciplinas cursadas e, finalmente, o arquivo PRE_REQUISITO armazena os pré-requisitos de cada curso.

Para *definir* esse banco de dados devemos especificar a estrutura de cada registro em cada arquivo, considerando-se os diferentes tipos de **elementos dos dados** a serem armazenados em cada registro. Na Figura 1.2, cada registro ALUNO inclui os dados que representam o NomedoEstudante, NumerodoAluno, Turma (calouro ou 1, veterano ou 2...) e Curso Habilitacao (matemática ou mat, ciência da computação ou CC...); cada registro CURSO apresenta dados como NomedoCurso, NumerodoCurso, Creditos e Departamento (que oferece o curso) etc. Precisamos ainda especificar os **tipos de dados** para cada elemento de dados em um registro. Por exemplo, podemos especificar que nome em ALUNO é uma *string* (cadeia) de caracteres alfabéticos, número do aluno em ALUNO é um inteiro (*integer*) e o HISTORICO_ESCOLAR é um caractere único do conjunto {A, B, C, D, F, I}. Podemos

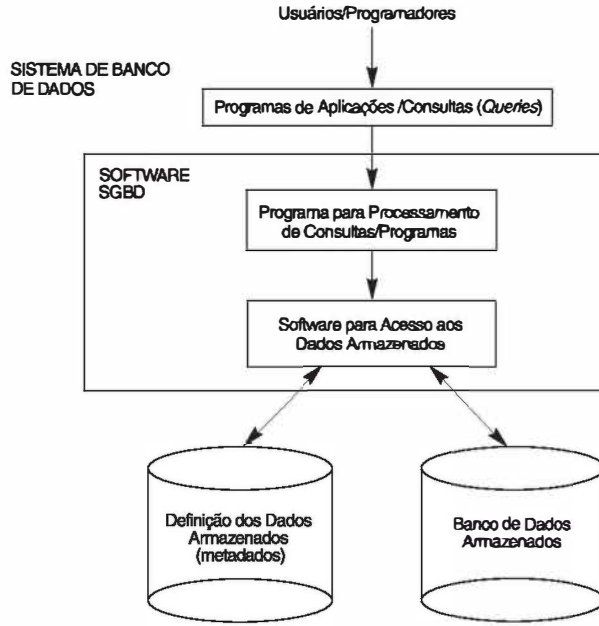


FIGURA 1.1 Configuração de um sistema de banco de dados simplificado.

2 Usamos, aqui, o termo arquivo informalmente. No nível conceitual, *arquivo* é uma *coleção* de registros que podem ou não estar ordenados.

usar ainda um esquema de código para representar os valores de um determinado dado. Por exemplo, na Figura 1.2, representamos a turma do ALUNO por 1 para os calouros; 2 para os veteranos; 3 para os que cursam o penúltimo ano; 4 para aqueles do último ano; e 5 para os alunos graduados.

Para *construir* o banco de dados UNIVERSIDADE armazenamos os dados que representem cada aluno, curso, disciplina, relatório de notas e pré-requisitos, bem como cada registro no arquivo apropriado. Pode-se perceber que os registros de diferentes arquivos podem estar relacionados. Por exemplo, o registro para "Smith" no arquivo ALUNO está relacionado a dois registros no arquivo HISTORICO_ESCOLAR, cuja função é especificar as notas de Smith em duas disciplinas. Por similaridade, cada registro, no arquivo PRE_REQUISITO, está relacionado a dois registros em curso: um representando o curso e o outro, o pré-requisito. A maioria dos bancos de dados médios e grandes inclui muitos tipos de registros e tem *muitos relacionamentos* entre os registros.

A *manipulação* do banco de dados envolve uma consulta (*query*) e atualização. Os exemplos de consulta são: a 'recuperação do histórico escolar — lista de todos os cursos e notas — de Smith', a 'relação dos nomes dos alunos que fizeram as disciplinas do curso de banco de dados oferecido no segundo semestre de 1999 e suas notas naquelas disciplinas' e 'quais os pré-requisitos do curso de banco de dados?' Os exemplos de atualização são: 'mudar a turma de Smith para veteranos', 'criar uma nova disciplina para o curso de banco de dados neste semestre' e 'colocar a nota A para Smith na disciplina banco dados do último semestre'. Essas consultas informais e atualizações devem ser especificadas, precisamente, na linguagem de consulta (*query language*) do SGBD, antes de serem processadas.

ALUNO	Nome	Numero	Turma	Curso_Hab
	Smith	17	1	CC
	Brown	8	2	CC

CURSO	NomedoCurso	NumerodoCurso	Creditos	Departamento
	Introdução à Ciência da Computação	CC1310	4	CC
	Estruturas de dados	CC3320	4	CC
	Matemática Discreta	MAT2410	3	MATH
	Banco de dados	CC3380	3	CC

DISCIPLINA	IdentificadordeDisciplina	NumerodoCurso	Semestre	Ano	Instrutor
	85	MAT2410	Segundo Semestre	98	King
	92	CC1310	Segundo Semestre	98	Anderson
	102	CC3320	Primeiro Semestre	99	Knuth
	112	MAT2410	Segundo Semestre	99	Chang
	119	CC1310	Segundo Semestre	99	Anderson
	135	CC3380	Segundo Semestre	99	Stone

HISTORICO_ESCOLAR	NumerodoAluno	Identificador_Disciplinas	Nota
	17	112	B
	17	119	C
	8	85	A
	8	92	A
	8	102	B
	8	135	A

PRE_REQUISITO	NumerodoCurso	NumerodoPre_requisito
	CC3380	CC3320
	CC3380	MAT2410
	CC3320	CC1310

FIGURA 1.2 Um banco de dados que armazena as informações de alunos e cursos.

1.3 Características do Emprego de Bancos de Dados

Um número significativo de características distingue a abordagem que utiliza o banco de dados daquela tradicional que usa a programação e arquivos. No tradicional **processamento de arquivos**, cada usuário define e implementa os arquivos necessários para uma aplicação específica, como parte da programação da aplicação. Por exemplo, um usuário, a *secretaria de notas*, pode manter um arquivo para os alunos e suas notas. Os programas para imprimir um histórico do aluno e colocar novas notas no arquivo são implementados como parte da aplicação. Um segundo usuário, o *departamento de contabilidade*, pode controlar os dados relacionados às mensalidades e pagamentos dos alunos. Apesar de ambos os usuários estarem interessados nos dados sobre os estudantes, cada um mantém suas informações em arquivos separados — e os programas que manipulam esses arquivos — porque cada um deles precisa de alguns dados não disponíveis nos arquivos do outro. Essas redundâncias, na definição e armazenamento dos dados, resultam em um espaço de armazenamento desperdiçado e em esforços redundantes para manter os dados comuns atualizados.

Na abordagem utilizando um banco de dados, um único repositório de dados é definido uma única vez, mantido e então acessado por vários usuários. As principais características da abordagem de um banco de dados *versus* a abordagem de processamento de arquivos são as seguintes:

- Natureza autodescritiva do sistema de banco de dados.
- Isolamento entre os programas e os dados, e a abstração dos dados.
- Suporte para as múltiplas visões dos dados.
- Compartilhamento de dados e processamento de transações de multiusuários.

Descreveremos, a seguir, cada característica em seções separadas. As características adicionais dos sistemas de banco de dados serão discutidas nas seções 1.6 a 1.8.

1.3.1 Natureza Autodescritiva do Sistema de Banco de Dados

Uma característica fundamental da abordagem de um banco de dados é que o sistema de banco de dados possui não apenas o banco de dados, mas também uma completa definição ou descrição da estrutura desse banco de dados e suas restrições. Essa definição está armazenada no **catálogo** do SGBD, que contém informações como a estrutura de cada arquivo, o tipo e o formato de armazenamento de cada item de dado e várias restrições sobre os dados. A informação armazenada no catálogo é chamada **metadados** e descreve a estrutura do banco de dados primário (Figura 1.1).

O catálogo é usado tanto pelo software SGBD como pelos usuários do banco de dados que precisam de informações sobre a estrutura desse banco. Um pacote de software SGBD de propósito geral não está escrito para uma aplicação específica, portanto, será necessário acessar o catálogo para conhecer a estrutura dos arquivos no banco de dados, como o tipo e o formato dos dados que o programa vai acessar. O SGBD precisa trabalhar bem com *qualquer número de aplicações* — por exemplo, um banco de dados de uma universidade, de um banco ou de uma empresa —, desde que a definição do banco de dados esteja armazenada no catálogo.

No processamento tradicional de arquivos, a definição dos dados faz parte dos próprios programas da aplicação. Em conseqüência disso, esses programas são restritos a trabalhar com um *único banco de dados específico*, cuja estrutura esteja declarada no programa da aplicação. Por exemplo, um software de uma aplicação escrito em C++ pode ter a *struct* ou a declaração de classes, e um programa em COBOL tem comandos na Data Division para definir seus arquivos. Porém, o programa de processamento de arquivos possibilita o acesso a um único banco de dados específico, enquanto o SGBD pode acessar diversos bancos de dados, extraindo as definições de banco de dados do catálogo e usando-as depois.

No exemplo mostrado na Figura 1.2, o catálogo do SGBD armazenará as definições de todos os arquivos mostrados. Elas são especificadas pelo projetista antes de criar o banco de dados real e armazenadas no catálogo. Todas as vezes que um pedido for feito para acessar, digamos, o registro Nome de um ALUNO, o SGBD se referirá ao catálogo para determinar a estrutura do arquivo ALUNO e a posição e tamanho do item de dado Nome dentro do registro ALUNO. Em contraste, em uma aplicação típica de processamento de arquivos, a estrutura do arquivo e a localização exata, no caso extremo, de Nome dentro do registro ALUNO, já estão codificadas em cada programa que acessa esses itens de dados.

1.3.2 Isolamento entre os Programas e Dados e Abstração de Dados

No processamento tradicional de arquivos, a estrutura do arquivo de dados está embutida no programa da aplicação, sendo assim, qualquer mudança na estrutura de um arquivo pode exigir *alterações de todos os programas* que acessam esse arquivo. Ao

contrário, os programas para acesso ao SGBD não exigem essas alterações na maioria dos casos. A estrutura dos arquivos de dados é armazenada no catálogo do SGDB separadamente do programa de acesso. Denominaremos essa propriedade **independência programa-dados**.

Por exemplo, o programa de acesso a arquivos pode ser escrito de forma que acesse, apenas, os registros ALUNO da estrutura apresentada na Figura 1.3. Se quisermos adicionar outro dado ao registro de cada ALUNO, digamos, sua DatadeNascimento, esse programa não vai trabalhar por muito tempo e precisará ser alterado. Ao contrário, em um ambiente SGBD, necessitamos alterar apenas a descrição do registro ALUNO no catálogo para refletir a inclusão do novo item de dados DatadeNascimento; nenhum programa será modificado. A próxima vez que um programa SGBD acessar o catálogo, a nova estrutura do registro ALUNO será acessada e utilizada.

Nome do Item de Dado	Posição Inicial no Registro	Tamanho em Caracteres (bytes)
Nome	1	30
NumerodoAluno	31	4
Turma	35	4
Curso_Hab	39	4

FIGURA 1.3 Formato de armazenamento interno para um registro ALUNO.

Em alguns tipos de sistemas de banco de dados, como o orientado a objeto e o objeto-relacional (capítulos 20 a 22), os usuários podem estabelecer as operações sobre os dados como parte das definições de dados. Uma **operação** (também chamada *função* ou *método)* é especificada em duas partes. A *interface* (ou assinatura) de uma operação inclui o nome da operação e os tipos de dados de seus argumentos (ou parâmetros). A *implementação* (ou *método*) de uma operação é definida separadamente e pode ser alterada sem afetar a interface. Os programas de usuários da aplicação podem operar nos dados invocando essas operações por meio de seus nomes e argumentos, sem considerar como essas operações são implementadas. Isso pode ser chamado de **independência programa-operação**.

A característica que permite a independência programa-dados e programa-operação é intitulada **abstração de dados**. Um SGBD oferece aos usuários uma **representação conceitual** de dados que não inclui muitos detalhes sobre como o dado é armazenado ou como as operações são implementadas. Informalmente, o **modelo de dados** é um tipo de abstração de dados usado para prover essa representação conceitual. O modelo de dados utiliza os conceitos lógicos, como objetos, suas propriedades e seus inter-relacionamentos, que podem ser mais fáceis para os usuários entenderem que os conceitos de armazenamento computacionais. Conseqüentemente, o modelo de dados *esconde* os detalhes de armazenamento e da implementação, desinteressantes para a maioria dos usuários de banco de dados.

Por exemplo, vamos considerar novamente a Figura 1.2. A implementação interna do arquivo pode ser definida pelo comprimento de seus registros —, o número de caracteres (bytes) em cada registro —, e cada item de dado pode ser especificado pelo seu byte inicial dentro de um registro e seu comprimento em bytes. O registro ALUNO poderia, em razão disso, ser representado como exposto na Figura 1.3. No entanto, um usuário típico de banco de dados não está preocupado com a localização de cada item de dados dentro de um registro ou com o seu comprimento; na realidade, sua preocupação é que quando for acessado o Nome do ALUNO, o valor correto seja retornado. Uma representação conceitual dos registros ALUNO é mostrada na Figura 1.2. Muitos outros detalhes da organização do armazenamento de dados, como os caminhos de acesso especificados em um arquivo, podem ser escondidos dos usuários de banco de dados pelo SGBD — discutiremos os detalhes do armazenamento nos capítulos 13 e 14.

Na abordagem de banco de dados, a estrutura detalhada e a organização de cada arquivo são armazenadas no catálogo. Os usuários de banco de dados e os programas de aplicação referem-se à representação conceitual dos arquivos, e o SGBD extrai os detalhes do armazenamento de arquivos do catálogo, quando são necessários, pelos módulos de acesso a arquivos do SGBD. Muitos modelos de dados podem ser utilizados para prover essa abstração dos dados aos usuários do banco. A maior parte deste livro é dedicada à apresentação dos vários modelos de dados e os conceitos que estes utilizam para abstrair a representação dos dados.

Nos bancos de dados orientados a objeto e a objeto-relacional, o processo de abstração não inclui apenas a estrutura de dados, mas também as operações sobre os dados. Essas operações oferecem uma abstração das atividades do minimundo facilmente entendidas pelos usuários.

Por exemplo, uma operação de CALCULO_GPA pode ser aplicada ao objeto ALUNO para calcular a média de pontos nas notas. Essas operações podem ser invocadas pela consulta do usuário ou pelos programas de aplicação sem ter de se saber os detalhes de como as operações são implementadas. Nesse sentido, uma abstração de uma atividade de um minimundo está disponível para o usuário como uma **operação abstrata**.

1.3.3 Suporte para as Múltiplas Visões dos Dados

Um banco de dados típico tem muitos usuários, e cada qual pode solicitar diferentes perspectivas ou **visões** do banco de dados. Uma visão pode ser um subconjunto de um banco de dados ou conter uma **visão virtual dos dados**, derivados dos arquivos do banco de dados, mas não, explicitamente, armazenados. Alguns usuários podem não saber se os dados a que eles se referem são armazenados ou derivados.

Um SGBD multiusuários, cujos usuários têm várias aplicações distintas, deve proporcionar facilidades para a definição de múltiplas visões. Por exemplo, um usuário do banco de dados da Figura 1.2 pode estar interessado somente em acessar e imprimir o histórico de cada aluno; a visão para esse usuário é mostrada na Figura 1.4a. Um segundo usuário, interessado em checar se os alunos cumpriram todos os pré-requisitos de cada curso para o qual se matricularam, pode utilizar a visão apresentada na Figura 1.4b.

(a)

HISTORICO_ESCOLAR	NomedoAluno	Histórico Escolar do Aluno				
		NumerodoCurso	Nota	Semestre	Ano	IdDisciplina
	Smith	CC1310	C	Outono	99	119
		MAT2410	B	Outono	99	112
	Brown	MAT2410	A	Outono	98	85
		CC1310	A	Outono	98	92
		CC3320	B	Primavera	99	102
		CC3380	A	Outono	99	135

(b)

PRE_REQUISITOS	NomedoCurso	NumerodoCurso	Pre_Requisitos
	Banco de Dados	CC3380	CC3320
			MAT2410
	Estruturas de Dados	CC3320	CC1310

FIGURA 1.4 Duas visões derivadas de um banco de dados da Figura 1.2. (a) Visão do HISTORICO ESCOLAR DO ALUNO. (b) Visão dos PRE-REQUISITOS DO CURSO.

1.3.4 Compartilhamento de Dados e o Processamento de Transação Multiusuários

Um SGBD multiusuário, como o nome implica, deve permitir que diversos usuários acessem o banco de dados ao mesmo tempo. Isso é essencial se os dados para as várias aplicações estão integrados e mantidos em um único banco de dados. O SGBD deve incluir um software de **controle de concorrência** para garantir que muitos usuários, ao tentar atualizar o mesmo dado, o façam de um modo controlado, para assegurar que os resultados das atualizações sejam corretos. Por exemplo, quando muitos atendentes tentam reservar um lugar em um vôo, o SGBD deve garantir que cada assento possa ser acessado somente por um atendente de cada vez, para fazer a reserva de apenas um passageiro. Esses tipos de aplicações são, normalmente, denominados aplicações de **processamento de transações on-line** — *online transaction processing* (OLTP). Uma regra fundamental do software do SGBD multiusuário é garantir que as transações concorrentes operem corretamente.

O conceito de **transação** tornou-se fundamental para muitas aplicações de banco de dados. Uma transação é um *programa em execução* ou *processo* que inclui um ou mais acessos ao banco de dados, como a leitura ou a atualização de registros. Cada transação deve executar um acesso logicamente correto ao banco de dados, se executado sem a interferência de outras transações. O SGBD deve garantir várias propriedades da transação. A propriedade de **isolamento** garante que cada transação possa ser efetuada de forma isolada de outras transações; mesmo centenas de transações podem ser executadas simultaneamente. A propriedade de **atomicidade** garante que todas as operações em um banco de dados, em uma transação, sejam executadas ou nenhuma delas o seja. Discutiremos as transações em detalhes na Parte V do livro.

As características precedentes são muito importantes para distinguir um SGBD de um software tradicional de processamento de arquivos. Na Seção 1.6 abordaremos as funcionalidades adicionais que caracterizam um SGBD. Primeiro, no entanto, categorizaremos os diferentes tipos de pessoas que trabalham em um ambiente de sistema de banco de dados.

1.4 Atores no Palco

Para um pequeno banco de dados pessoal, como a agenda de endereços discutida na Seção 1.1, uma pessoa em geral define, constrói e manipula um banco de dados — não há compartilhamento. No entanto, muitas pessoas estão envolvidas no projeto, uso e manutenção de um grande banco de dados com centenas de usuários. Nesta seção, identificaremos as pessoas cujas profissões envolvem o dia-a-dia do uso de um grande banco de dados; nós as chamaremos de 'atores no palco'. Na Seção 1.5 consideraremos as pessoas que podem ser nomeadas 'trabalhadores dos bastidores', ou seja, aqueles que trabalham para manter o ambiente dos sistemas de banco de dados, mas que não estão interessados no banco dados de fato.

1.4.1 Administradores de Banco de Dados

Em uma organização na qual muitas pessoas usam os mesmos recursos, há a necessidade de um administrador-chefe para gerenciar esses recursos. No ambiente de banco de dados, o principal recurso é o próprio banco de dados e, a seguir, o SGBD e os softwares relacionados. Administrar esses recursos é responsabilidade do **administrador de banco de dados** — *database administrator* (DBA). O DBA é o responsável pela autorização para o acesso ao banco, pela coordenação e monitoração de seu uso e por adquirir recursos de software e hardware conforme necessário. O DBA é o responsável por problemas como brechas de segurança ou tempo de resposta ruim do sistema. Em grandes organizações, o DBA possui suporte de assistentes que o auxiliam no desempenho dessas funções.

1.4.2 Os Projetistas do Banco de Dados

Os projetistas do banco de dados são responsáveis pela identificação dos dados que serão armazenados no banco e também por escolher as estruturas apropriadas para representar e armazenar esses dados. Essas tarefas são, em sua maioria, realizadas antes que o banco de dados seja realmente implementado e alimentado com os dados. Ainda é de responsabilidade desse profissional comunicar-se antecipadamente com todos os prováveis usuários do banco para conhecer suas necessidades (requisitos) e criar projetos que as atendam. Em alguns casos, os projetistas estão na equipe do DBA e podem executar outras tarefas, depois que o projeto do banco de dados estiver completo.

Os projetistas de banco de dados normalmente interagem com os potenciais grupos de usuários e desenvolvem **visões** (views) do banco de dados que atendam aos requisitos de dados e ao processamento desses grupos. Cada visão é, então, analisada e *integrada* às visões de outros grupos de usuários. O projeto final do banco de dados deve ser capaz de suportar todos os requisitos de todos os grupos de usuários.

1.4.3 O Usuário Final

Os **usuários finais** são pessoas cujas profissões requerem o acesso a um banco de dados para consultas, atualização e relatórios; o banco de dados existe prioritariamente para os seus usuários. Há várias categorias de usuários finais:

- **Usuários finais casuais**: acionam o banco de dados ocasionalmente, mas precisam de informações diferentes a cada acesso. Eles usam uma linguagem de consulta a banco de dados sofisticada para especificar suas solicitações e normalmente são gerentes de nível médio ou elevado ou outros profissionais com necessidades ocasionais.
- **Iniciantes ou usuários finais parametrizáveis**: compõem uma grande parcela dos usuários finais de banco de dados. Seu trabalho exige constante envolvimento com consulta e atualização de um banco de dados, usando tipos de consulta e atualizações padronizadas — chamadas **transações enlatadas*** — que tenham sido cuidadosamente programadas e testadas. As tarefas que esses usuários desempenham são variadas:
  - Os caixas de banco checam os saldos das contas e informam as retiradas e os depósitos.
  - Os funcionários responsáveis pela reserva de vôos, hotéis e locação de carros checam a viabilidade para atender às solicitações de reservas e as confirmam.
  - Os funcionários em agências de correio informam as identificações de pacotes por códigos de barra e informações descritivas para atualizar um banco de dados central de pacotes recebidos e em trânsito.
- **Usuários finais sofisticados**: incluem os engenheiros, cientistas, analistas de negócios e outros que se familiarizam com as facilidades do SGBD para implementar aplicações que atendam às suas solicitações complexas.

---

* Em português, o termo mais comum são **transações customizadas**. (N. de T.).

- **Usuários autônomos (*stand-alone*)**: mantêm um banco de dados pessoal por meio do uso de pacotes de programas prontos que possuem interfaces gráficas ou programas baseados em menus fáceis de usar. Um exemplo disso é o usuário de um pacote para cálculo de impostos que armazena seus dados financeiros pessoais para o pagamento dos impostos.

Um SGBD típico provê múltiplas facilidades de acesso ao banco de dados. Os usuários iniciantes precisam aprender muito pouco sobre as facilidades oferecidas pelo SGBD; eles têm de entender somente as interfaces das transações-padrão projetadas e implementadas para seu uso. Os usuários casuais aprendem apenas as poucas facilidades que utilizam repetidamente. Os usuários sofisticados tentam aprender a maioria das funcionalidades do SGBD com o objetivo de executar suas necessidades complexas. Os autônomos se tornam muito proficientes no uso de pacotes de softwares específicos.

1.4.4 Analistas de Sistemas e Programadores de Aplicações (Engenheiros de Software)

Os **analistas de sistemas** determinam as solicitações dos usuários finais, especialmente os usuários finais iniciantes e os parametrizáveis, além de desenvolver as especificações das transações customizadas que atendam a essas solicitações. Os **programadores de aplicações** implementam essas especificações como programas, então eles testam, documentam e mantêm essas transações customizadas. Esses analistas e programadores — também conhecidos como **engenheiros de software** — precisam estar familiarizados com toda a gama de capacidades oferecidas pelo SGBD para realizar suas tarefas.

1.5 Trabalhadores dos Bastidores

Em adição àquelas pessoas que projetam, usam e administram um banco de dados, outras estão associadas ao projeto, desenvolvimento e operação do *programa e ambiente do sistema* do SGBD. Essas pessoas não têm interesse no banco de dados; são os chamados 'trabalhadores dos bastidores' e incluem as seguintes categorias:

- **Projetistas e implementadores de sistemas** SGBD: são pessoas que projetam e implementam os módulos e interfaces do SGBD, como um pacote. Um SGBD é um sistema com programas complexos com muitos componentes ou **módulos**, incluindo aqueles para implementar o catálogo, processamento de linguagem de consulta (*query language*), interfaces, acesso e armazenamento temporário (*buffering*) dos dados, controle de concorrência, manuseio de recuperação de dados e segurança. O SGBD deve interagir com outros sistemas, tais como o sistema operacional e compiladores de diferentes linguagens de programação.
- **Desenvolvedores de ferramentas**: são pessoas que projetam e implementam as **ferramentas** — os pacotes de programas que facilitam o projeto e uso de um sistema de banco de dados e que ajudam a aprimorar seu desempenho. Essas ferramentas estão em um pacote opcional, adquirido separadamente. Incluem pacotes para projetos de banco de dados, monitoramento de desempenho, interface gráfica ou linguagem natural, protótipo, simulação e geração de dados para teste. Na maioria dos casos, os vendedores de software independentes desenvolvem e negociam essas ferramentas.
- **Pessoal de manutenção e operadores**: são pessoas da administração do sistema, responsáveis pela execução e manutenção do ambiente de hardware e software do sistema de banco de dados.

Embora esses trabalhadores sejam fundamentais para tornar os sistemas de banco de dados disponíveis para os usuários finais, eles normalmente não usam o banco de dados para fins pessoais.

1.6 Vantagens da Utilização da Abordagem SGBD

Nesta seção, discutiremos as vantagens da utilização e as funcionalidades que um bom SGBD deve possuir. Elas vão além das quatro características principais abordadas na Seção 1.3. O DBA deve usar essas capacidades para atingir os objetivos relacionados ao projeto, administração e uso de um grande banco de dados multiusuário.

1.6.1 Controle de Redundância

No desenvolvimento tradicional de software utilizando processamento de arquivos, cada usuário mantém seus próprios arquivos para suas aplicações de processamento de dados. Consideremos, por exemplo, o banco de dados UNIVERSIDADE, mencionado na Seção 1.2; aqui, os dois grupos de usuários são os da secretaria do curso e os da contabilidade. Na abordagem tradicional, cada grupo mantém seus arquivos de alunos de maneira independente. A contabilidade também guarda os dados de matrícula e as informações relacionadas a pagamentos, enquanto a secretaria mantém o controle dos cursos e notas dos

alunos. Muitos dos dados são armazenados duas vezes: uma vez no arquivo de cada grupo. Outros grupos de usuários podem duplicar alguns ou todos os dados novamente em seus próprios arquivos.

Essa **redundância** em armazenar os mesmos dados várias vezes gera muitos problemas. Primeiro, há a necessidade de desempenhar uma única atualização lógica — como a entrada de dados de novos alunos — várias vezes: uma para cada arquivo no qual o dado do aluno estará armazenado. Isso gera uma *duplicação de esforços*. Segundo, o *espaço de armazenamento é desperdiçado* quando o mesmo dado é armazenado repetidamente; esse problema pode ser sério para os bancos de dados grandes. Terceiro, há a possibilidade de os arquivos que representam os mesmos dados se tornarem *inconsistentes*. Isso pode ocorrer porque uma atualização é aplicada somente a alguns arquivos, mas não em outros. Até mesmo se uma atualização — como a adição de novos alunos — fosse aplicada a todos os arquivos apropriados, os dados dos alunos poderiam, ainda, se tornar *inconsistentes*, porque as atualizações são realizadas independentemente por grupo de usuários. Por exemplo, um grupo de usuários insere a data de nascimento de um aluno incorretamente, como `19-JAN-1984`, enquanto outro grupo de usuários pode entrar com a informação correta: `29-JAN-1984`.

Na abordagem de banco de dados, as visões de diferentes grupos de usuários são integradas durante o projeto do banco. Idealmente, devemos ter um projeto do banco para armazenar cada item lógico do dado — como o nome do aluno ou a data de nascimento — em *um único lugar* no banco de dados. Isso vai garantir a consistência e economizar espaço de armazenamento. Entretanto, na prática, algumas vezes é necessário o uso de **redundância controlada** para melhorar a performance das consultas. Por exemplo, podemos armazenar NomedoAluno e o NumerodoCurso, redundantemente, em um arquivo de HISTORICO_ESCOLAR (Figura 1.5a), pois quando consultamos um registro HISTORICO_ESCOLAR, queremos o nome do aluno e o número do curso, como também a nota, o número do aluno e o identificador de disciplina. Colocando todos os dados juntos, não temos de pesquisar múltiplos arquivos para coletá-los. Nesse caso, o SGBD deve ter a capacidade de *controlar* essas redundâncias, impedindo as inconsistências entre os arquivos. Isso pode ser feito automaticamente verificando se os valores de NomeDoAluno-NumeroDoAluno para qualquer registro HISTORICO_ESCOLAR na Figura 1.5a possuem correspondentes para Nome-Numero DoAluno nos registros ALUNO (Figura 1.2). De maneira similar, os valores IdentificadorDisciplinas-NumeroDoCurso em HISTORICO_ESCOLAR podem ser checados com os registros DISCIPLINA.

(a)

HISTORICO_ESCOLAR	NumerodoAluno	NomedoAluno	IdentificadordeDisciplina	NumerodoCurso	Nota
	17	Smith	112	MAT2410	B
	17	Smith	119	CC1310	C
	8	Brown	85	MAT2410	A
	8	Brown	92	CC1310	A
	8	Brown	102	CC3320	B
	8	Brown	135	CC3320	A

(b)

HISTORICO_ESCOLAR	NumerodoAluno	NomedoAluno	IdentificadordeDisciplina	NumerodoCurso	Nota
	17	Brown	112	MAT2410	B

FIGURA 1.5 Armazenamento redundante do NomedoAluno e NumerodoCurso no HISTORICO_ESCOLAR. (a) Dados consistentes. (b) Registro inconsistente.

Alguns desses testes podem ser especificados para o SGBD durante o projeto do banco de dados e automaticamente forçados pelo SGBD, sempre que o arquivo RELATORIO_DE_NOTAS for atualizado. A Figura 1.5b mostra o registro de RELATORIO_DE_ NOTAS inconsistente com o arquivo ALUNO da Figura 1.2, que pode ter sido inserido erroneamente se a redundância *não for controlada*.

1.6.2 Restringindo Acesso Não Autorizado

Quando vários usuários utilizam um grande banco de dados, é provável que a maioria desses usuários não seja autorizada a acessar todas as informações disponíveis no banco de dados. Por exemplo, os dados financeiros são geralmente considerados confidenciais e, por essa razão, somente pessoas com permissão poderão ter acesso a eles. Além disso, a alguns usuários é permitido, apenas, consultar; outros podem consultar e atualizar os dados. Em conseqüência disso, o tipo de operação de acesso — consulta ou atualização — também deve ser controlado. O mais comum é fornecer aos usuários ou grupo de usuários contas protegidas por senhas, utilizadas para acessar o banco de dados. O SGBD deve garantir a **segurança** e **um subsistema de autorização** usado pelo DBA para criar contas e definir as restrições de cada uma. O SGBD deve, então, garantir essas restrições automaticamente. Como se pode ver, podemos aplicar os controles semelhantes para o próprio SGBD. Por exemplo, apenas ao

assistente de DBA é permitido o uso de certos **softwares privilegiados**, como o utilizado para criar novas contas. Da mesma forma, os usuários parametrizáveis podem ter permissão para acessar o banco de dados somente por meio de transações específicas, desenvolvidas para seu uso.

1.6.3 Garantindo o Armazenamento Persistente para Objetos Programas

Os bancos de dados podem ser usados para oferecer um **armazenamento persistente** aos objetos programas e estruturas de dados. Essa é uma das principais justificativas para os **sistemas de banco de dados orientados a objeto**. As linguagens de programação têm uma estrutura de dados complexa, como os tipos de registro em Pascal ou as definições de classe em C++ ou Java. Os valores das variáveis dos programas são descartados, uma vez que o programa termina sua execução, a não ser que o programador os armazene, explicitamente, em arquivos permanentes, os quais, normalmente, envolvem a conversão de estruturas complexas em um formato adequado para o armazenamento em arquivos. Quando surge a necessidade de ler os dados mais uma vez, o programador deve convertê-los do formato de arquivo para uma estrutura variável do programa. Os sistemas de banco de dados orientado a objeto são compatíveis com as linguagens de programação como C++ e Java, e o software SGBD, automaticamente, executa qualquer conversão necessária. Conseqüentemente, um objeto complexo em C++ pode ser armazenado permanentemente em um SGBD orientado a objeto. Esse objeto é conhecido como **persistente**, desde que exista após o término de execução dos programas e possa, depois, ser acessado por outro programa em C++.

O armazenamento persistente de programas e as estruturas de dados são uma importante função do sistema de banco de dados. Os sistemas tradicionais de banco de dados geralmente possuem o chamado **problema de separação por impedância**, quando as estruturas de dados fornecidas pelo SGBD são incompatíveis com as estruturas de dados da linguagem de programação. Os sistemas de banco de dados orientados a objeto oferecem estruturas de dados **compatíveis** com uma ou mais linguagens de programação orientadas a objeto.

1.6.4 Garantindo o Armazenamento de Estruturas para o Processamento Eficiente de Consultas

Os sistemas de banco de dados devem fornecer funcionalidades para *a execução de atualizações e consultas eficientemente*. Pelo fato de o banco de dados ser armazenado, tipicamente, em disco, o SGBD deve possuir estruturas de dados especializadas para aumentar a velocidade de pesquisa no disco dos registros desejados. Os arquivos auxiliares, chamados ***indexes* (indexados)**, são utilizados com esse objetivo. Os ***indexes*** são baseados em estruturas de dados árvores (*tree*) ou estruturas de dados *hash*, adequadamente adaptados para a pesquisa em disco. Com o intuito de processar os registros necessários do banco de dados para uma consulta particular, aqueles registros devem ser copiados do disco para a memória. Conseqüentemente, os SGBD em geral têm um módulo de **armazenamento temporário (*buffering*)** que mantém partes do banco de dados armazenado na memória principal. Em outros casos, o SGBD pode utilizar o sistema operacional para fazer o armazenamento temporário dos dados no disco.

O módulo do SGBD para o **processamento de consulta e otimização** é responsável pela escolha eficiente do plano de execução da consulta (*query*) baseado nas estruturas de armazenamento existentes. A opção de qual *index* criar e manter é parte do *projeto físico do banco de dados* e seu *ajuste (tunning)*, que é de responsabilidade do DBA e sua equipe.

1.6.5 Garantindo Backup e Restauração

Um SGBD deve prover facilidades para a restauração de falhas de hardware ou de software. O subsistema de **backup e recuperação dos subsistemas** do SGBD é responsável pela recuperação dessas falhas. Por exemplo, se um sistema de computador falhar no meio de uma transação complexa de atualização, o subsistema de recuperação é responsável por garantir que o banco de dados seja recolocado no mesmo estado em que estava, antes do início da execução da transação. Alternativamente, o subsistema pode assegurar que a transação seja resumida do ponto em que foi interrompida — sendo assim, seu efeito completo seria armazenado no banco de dados.

1.6.6 Fornecendo Múltiplas Interfaces para os Usuários

Como diversos tipos de usuários com níveis de conhecimento técnico diferentes utilizam o banco de dados, o SGBD deve fornecer interfaces diferentes para esses usuários. Essas interfaces incluem linguagens de consulta para os usuários casuais; interfaces de linguagens de programação para programadores de aplicações; formulários e seqüências de comandos para usuários

parametrizáveis; interfaces de menus, interfaces de linguagem natural para usuários autônomos. Ambas, as interfaces com menus e aquelas com formulários, são comumente conhecidas como **interfaces gráficas para os usuários — Graphical User Interfaces (GUIs)**. Muitos ambientes e linguagens especializadas existem para a especificação de GUIs. As capacidades para gerar interfaces Web GUI para um banco de dados — ou capacitando um banco de dados para a Web (*Web-enabling*) — também são muito comuns.

1.6.7 Representando Relacionamentos Complexos entre os Dados

Um banco de dados pode incluir uma grande variedade de dados que estão inter-relacionados de muitas maneiras. Veja o exemplo mostrado na Figura 1.2. O registro de Brown no arquivo ALUNO está relacionado com quatro registros no arquivo HISTORICO_ESCOLAR. De forma similar, cada registro Disciplina está relacionado com um registro de cursos e ainda com os registros HISTORICO_ESCOLAR, um para cada aluno que completou uma disciplina. O SGBD deve ter a capacidade de representar a variedade de relacionamentos complexos entre os dados, bem como recuperar e atualizar os dados relacionados fácil e eficientemente.

1.6.8 Forçando as Restrições de Integridade

A maioria das aplicações de um banco de dados tem certas **restrições de integridade** que devem complementar os dados. O SGBD deve prover funcionalidades para a definição e a garantia dessas restrições. O tipo mais simples de restrição de integridade envolve a especificação de um tipo de dado para cada item de dados. Por exemplo, na Figura 1.2, podemos especificar que o valor do item de dados Turma, em cada registro ALUNO, tem de ser um inteiro entre 1 e 5, e o valor de Nome deve ser uma *string* (cadeia de caracteres) menor que 50 caracteres alfabéticos. Os tipos mais complexos de restrições podem ocorrer, com freqüência, envolvendo a definição de que o registro em um arquivo deve estar relacionado aos registros de outros arquivos. Por exemplo, na Figura 1.2, podemos especificar que 'todo registro de disciplina deve estar relacionado com um registro de Curso'. Outro tipo de restrição especifica a singularidade no valor do item de dado, como 'todo registro de curso deve ter um único valor para NumerodoCurso'. Essas restrições são derivadas do significado ou da **semântica** dos dados e do minimundo que representam. Os projetistas do banco de dados são responsáveis por identificar as restrições de integridade durante o projeto do banco. Algumas restrições podem ser especificadas para o SGBD e executadas automaticamente. Outras podem ser testadas pelos programas de atualização ou no momento da entrada dos dados.

Um item de dados pode ser inserido incorretamente e ainda assim satisfazer as restrições de integridade definidas. Por exemplo, se um aluno recebe nota A, mas é inserida, no banco de dados, a nota C, o SGBD não pode descobrir esse erro, automaticamente, porque C é um valor válido para os tipos de dados de NOTA. Esse erro pode ser descoberto manualmente (quando o aluno receber a nota e reclamar), sendo corrigido, depois, por meio da atualização do banco de dados. Porém, a nota Z pode ser rejeitada automaticamente pelo SGBD, pois ela é um valor inválido para os tipos de dados de NOTA.

1.6.9 Permitindo Inferências e Ações Usando as Regras

Alguns sistemas de banco de dados oferecem capacidades para definir as *regras de dedução* por *inferência* gerando novas informações de fatos armazenados no banco de dados. Esses sistemas são chamados **sistemas de banco de dados dedutivos**. Por exemplo, podem existir regras complexas no minimundo da aplicação para determinar quando um aluno está em recuperação. Isso pode ser especificado *declaradamente* como uma **regra**, e quando for compilada e mantida pelo SGBD, poderá determinar todos os alunos em recuperação. No SGBD tradicional, um *código* explícito *de programa procedural* teria de ser escrito para dar suporte a essas aplicações. No entanto, se as regras do minimundo mudarem, geralmente é mais conveniente mudar as regras de dedução declaradas que reescrever os programas procedurais. Os **sistemas de banco de dados ativos** oferecem funcionalidades mais potentes, pois permitem regras ativas que podem disparar automaticamente ações quando certos eventos e condições ocorrerem.

1.6.10 Implicações Adicionais do Uso da Abordagem de um Banco de Dados

Esta seção discute algumas implicações adicionais da utilização da abordagem do uso de um banco de dados que beneficiam a maioria das organizações:

- ***Potencial para Garantir Padrões***. A abordagem de um banco de dados permite ao DBA definir e forçar o uso de padrões entre os usuários de um banco de dados em uma grande organização. Isso facilita a comunicação e cooperação entre os vários departamentos, projetos e os usuários na organização. Os padrões podem ser definidos para os nomes e

formato dos elementos de dados, formatos de exibição, estruturas de relatórios, terminologia, dentre outros. O DBA pode forçar o uso dos padrões em um ambiente de banco de dados centralizado mais facilmente do que em um ambiente no qual cada grupo de usuário tenha o controle de seus próprios arquivos e softwares.

- ***Redução no Tempo de Desenvolvimento de Aplicações***. O principal argumento de venda para o uso da abordagem de um banco de dados é que o desenvolvimento de uma nova aplicação — como a recuperação de dados de um banco de dados para a impressão de um novo relatório — demanda um tempo muito pequeno. Projetar e implementar um novo banco de dados do zero deve levar mais tempo do que escrever uma simples aplicação de arquivo especializada. No entanto, uma vez que o banco de dados está ativo e em execução, certamente menos tempo será necessário para criar aplicações usando as facilidades do SGBD. O tempo estimado de desenvolvimento utilizando o SGBD está entre 1/6 e 1/4 do tempo gasto com o sistema tradicional de arquivos.
- ***Flexibilidade***. Pode ser necessário alterar a estrutura do banco de dados quando os requisitos mudam. Por exemplo, um novo grupo de usuários pode surgir e precisar de informações não disponíveis no banco de dados. A solução pode ser adicionar um novo arquivo ao banco ou estender os elementos de dados em um arquivo existente. Um SGBD moderno permite certos tipos de alterações evolutivas que mudam a estrutura do banco de dados sem afetar os dados armazenados e os programas de aplicação existentes.
- ***Disponibilidade para Atualizar as Informações***. Um SGBD disponibiliza o banco de dados para todos os usuários. Imediatamente após ser feita a atualização de um usuário, todos os outros usuários poderão vê-la. Essa disponibilidade de atualização da informação é essencial para muitas aplicações de processamento de transações, como sistemas de reserva ou banco de dados bancários. É possível fazê-la por intermédio do subsistema de controle de concorrência e recuperação do SGBD.
- ***Economias de Escala***. A abordagem do SGBD permite a consolidação dos dados e das aplicações, reduzindo, dessa forma, a perda por superposição entre as atividades de processamento de dados pessoais em diferentes projetos ou departamentos. Isso possibilita que a organização faça investimentos em processadores mais potentes, dispositivos de armazenamento ou equipamentos de comunicação do que cada departamento adquirir seu próprio (menos potente) equipamento, o que reduz o custo total da operação e gerenciamento.

1.7 Uma Breve História das Aplicações de um Banco de Dados

Apresentaremos, agora, uma breve visão histórica das aplicações que utilizam o SGBD e como elas forneceram a motivação para o surgimento de novos tipos de sistemas de banco de dados.

1.7.1 Primeiras Aplicações de Bancos de Dados Usando Sistemas Hierárquicos e de Rede

A maioria das aplicações pioneiras utilizando um banco de dados mantinha os registros das grandes organizações, como as corporações, universidades, hospitais e bancos. Em muitas dessas aplicações existia um grande número de registros de estruturas semelhantes. Por exemplo, em uma aplicação para uma universidade, as informações similares seriam mantidas para cada aluno, cada curso, cada registro de nota, e assim por diante. Havia também muitos tipos de registros e diversos inter-relacionamentos entre eles.

Um dos principais problemas com os sistemas de banco de dados pioneiros era a mistura entre os relacionamentos conceituais, o armazenamento físico e a localização de registros no disco. Por exemplo, o registro de notas de um aluno específico poderia ser fisicamente armazenado próximo ao registro de aluno. Apesar de prover acessos muito eficientes, destinados a consultas originais e transações, para as quais o banco de dados foi projetado para executar, ele não oferecia flexibilidade suficiente e eficiente para os acessos a registros quando novas consultas e transações fossem necessárias. Em especial, as novas consultas que precisavam de uma organização diferente de armazenamento para a eficiência no processamento eram muito difíceis de serem implementadas. Também era muito complicado reorganizar o banco de dados quando as mudanças eram feitas para atender a novos requisitos da aplicação.

Outra deficiência desses sistemas era que forneciam somente as interfaces para a linguagem de programação. Isso fez com que o tempo consumido fosse significativamente alto para implementar novas consultas e transações, pois os novos programas tinham de ser escritos, testados e depurados. A maioria desses sistemas de banco de dados foi implementada em computadores grandes (*mainframes*) e caros, começando em meados de 1960 indo até os anos 70 e 80. Os principais tipos desses sistemas iniciais foram baseados em três paradigmas principais: os sistemas hierárquicos, aqueles baseados em modelo de rede, e os de arquivos invertidos.

1.7.2 Obtendo Flexibilidade de Aplicação com o Banco de Dados Relacional

Os bancos de dados relacionais foram originalmente projetados com o objetivo de separar o armazenamento físico dos dados da sua representação conceitual e prover uma fundamentação matemática para os bancos de dados. O modelo de dados relacional também introduziu as linguagens de consulta de alto nível, que são uma alternativa às interfaces para as linguagens de programação; conseqüentemente, ficou mais rápido escrever novas consultas. A representação de dados relacionais de algum modo assemelha-se ao exemplo apresentado na Figura 1.2. Os sistemas relacionais foram, a princípio, direcionados para as mesmas aplicações dos sistemas pioneiros, mas foi decisivo o fato de oferecerem flexibilidade para o desenvolvimento rápido de novas consultas e para reorganizar o banco de dados quando os requisitos eram alterados.

Os primeiros sistemas relacionais experimentais desenvolveram-se no fim dos anos 70 e os SGBDRs (sistemas de gerenciamento de banco de dados relacional) introduzidos no início dos anos 80 eram muito lentos, pois não usavam ponteiros para o armazenamento físico ou registros de localização para acessar os registros de dados relacionados. Com o desenvolvimento de novas técnicas de armazenamento e indexação, e com o processamento aprimorado de consultas e otimização, seu desempenho melhorou. Assim, os bancos de dados relacionais tornaram-se os tipos dominantes de sistemas para as aplicações tradicionais de banco de dados. Os bancos de dados relacionais agora existem na maioria dos computadores, desde aqueles de uso pessoal até os de grandes servidores.

1.7.3 Aplicações Orientadas a Objeto e a Necessidade de Bancos de Dados Mais Complexos

O aparecimento das linguagens de programação orientadas a objeto nos anos 80 e a necessidade de armazenar e partilhar os objetos complexos estruturados conduziram ao desenvolvimento dos bancos de dados orientados a objeto. Inicialmente, foram considerados como competidores dos bancos de dados relacionais, pois possuíam estruturas de dados mais gerais. Também incorporaram muitos paradigmas úteis orientados a objeto, como tipos de dados abstratos, encapsulamento de operações, herança e identidade de objeto. No entanto, a complexidade do modelo e a falta de um padrão inicial contribuíram para seu uso limitado. Hoje são usados principalmente em aplicações especializadas, tais como projetos em engenharia, publicidade multimídia e sistemas para a indústria.

1.7.4 Trocando Dados na Web para o Comércio Eletrônico (*E-commerce*)

A World Wide Web gerou uma grande rede de computadores interconectados. Os usuários podem criar documentos usando uma linguagem de publicação na Web, como a HTML (Hypertext Markup Language), e armazenar esses documentos nos servidores da Web, na qual os outros usuários (clientes) podem ter acesso. Os documentos podem ser conectados através de ***hyperlinks***, que são ponteiros para os outros documentos. Nos anos 90, o comércio eletrônico (*e-commerce*) surgiu como a principal aplicação da Web. Tornou-se rapidamente visível que partes das informações do comércio eletrônico nas páginas Web eram, muitas vezes, dados extraídos dinamicamente dos SGBDs. Várias técnicas foram desenvolvidas para permitir o intercâmbio de dados na Web. Atualmente, a XML (eXtended Markup Language) é considerada o principal padrão para o intercâmbio de dados entre os vários tipos de banco de dados e as páginas Web. A XML combina os conceitos de modelos empregados nos sistemas de documentos com os conceitos de modelos de bancos de dados.

1.7.5 Ampliando as Funcionalidades dos Bancos de Dados para as Novas Aplicações

O sucesso dos sistemas de banco de dados em aplicações tradicionais encorajou os desenvolvedores de outros tipos de aplicações a se esforçarem para usá-los. Essas aplicações tradicionalmente usavam seus próprios arquivos especializados e estruturas de dados. A seguir, alguns exemplos dessas aplicações:

- Aplicações **científicas**, que armazenam uma grande quantidade de dados resultantes de experimentos científicos em áreas como física avançada ou mapeamento do genoma humano.
- Armazenamento e restauração de **imagens**, de notícias escaneadas ou fotografias pessoais a imagens fotografadas por satélite e imagens de procedimentos médicos, como raios X ou ressonância magnética.
- Armazenamento e recuperação de **vídeos**, como filmes ou **videoclipes** de notícias ou de máquinas fotográficas digitais.
- Aplicações para ***data mining*** (garimpagem de dados), que analisam grandes quantidades de dados pesquisando as ocorrências de padrões específicos ou relacionamentos.

- Aplicações **espaciais**, que armazenam as localizações espaciais dos dados, tais como informações a respeito do tempo ou sobre os mapas usados em sistemas de informações geográficas.
- Aplicações referentes a **séries temporais**, que guardam informações como os dados econômicos em intervalos regulares de tempo, como, por exemplo, vendas diárias ou composição mensal do produto interno bruto.

Percebeu-se rapidamente que os sistemas relacionais básicos não eram adequados para muitas dessas aplicações, por uma ou mais das razões a seguir:

- As estruturas de dados mais complexas eram necessárias para a modelagem da aplicação do que uma representação relacional simples.
- Os novos tipos de dados eram imprescindíveis, além dos tipos numéricos básicos e as cadeias de caracteres (*strings*).
- As novas operações e construtores de linguagens de consulta eram essenciais para manipular os novos tipos de dados.
- As novas estruturas de armazenamento e indexação eram necessárias.

Isso direcionou os profissionais envolvidos com o desenvolvimento dos SGBDs a adicionar funcionalidades aos seus sistemas. Algumas delas eram de propósito geral, como o conceito de incorporação dos bancos de dados orientados a objeto aos sistemas relacionais. Outras funcionalidades eram específicas, na forma de módulos opcionais que poderiam ser usados para aplicações específicas. Por exemplo, os usuários poderiam comprar uma série de módulos temporais para usar com seus SGBDs relacionais nas suas aplicações com as séries temporais.

1.8 Quando Não Usar o SGBD

Apesar das vantagens no uso do SGBD, há algumas situações em que esse sistema pode envolver custos altos e desnecessários, que normalmente não ocorreriam no processamento tradicional de arquivos. Os altos custos de utilizar o SGBD são devidos a:

- Investimentos iniciais altos em hardware, software e treinamento.
- Generalidade que o SGBD fornece para a definição e processamento dos dados.
- Custos elevados para oferecer segurança, controle de concorrência, recuperação e funções de integridade.

Problemas adicionais podem surgir se os projetistas do banco de dados e o DBA não projetarem o banco de dados de maneira adequada ou se a aplicação não for implementada apropriadamente. Sendo assim, pode-se indicar o uso de arquivos convencionais nas seguintes circunstâncias:

- O banco de dados e suas aplicações são simples, bem definidas e sem previsão de mudanças.
- Há requisitos de tempo real (*real-time*) para alguns programas difíceis de serem atendidos por causa da sobrecarga (*overhead*) do SGBD.
- O acesso de múltiplos usuários aos dados não é necessário.

1.9 Resumo

Neste capítulo, definimos um banco de dados como uma coleção de dados relacionados, na qual os *dados* significam fatos registrados. Um típico banco de dados representa alguns aspectos da vida do mundo real e é utilizado por um ou vários grupos de usuários para propostas específicas. Um SGBD é um pacote de software para a implementação e manutenção de bancos de dados computadorizados. O banco de dados e o software, juntos, formam um sistema de banco de dados. Identificamos várias características que distinguem a abordagem de um banco de dados de uma aplicação tradicional de processamento de arquivos. Em seguida, discutimos as categorias principais de usuários do banco de dados ou os 'atores no palco'. Notamos, ainda, que, além dos usuários, há muitas categorias de pessoal de suporte ou os 'trabalhadores dos bastidores', em um ambiente de banco de dados.

Depois, apresentamos a lista de capacidades que devem ser oferecidas por um software SGBD para o DBA, projetistas de bancos de dados e os usuários para ajudá-los a projetar, administrar e usar um banco de dados. A seguir, fizemos um breve histórico da evolução das aplicações de bancos de dados. Finalmente, discutimos os altos custos do uso do SGBD e algumas situações nas quais pode não ser vantajoso utilizar o SGBD.

Questões de Revisão

1.1 Defina os seguintes termos: *dados*, *banco de dados*, SGBD, *sistema de banco de dados*, *catálogo de banco de dados*, *independência programa-dados*, *visão do usuário* (user view), DBA, *usuário final*, *transação enlatada* (customizada), *sistema de banco de dados dedutivo*, *objeto persistente*, *metadados* e *aplicação de processamento de transação*.

1.2 Quais são os três tipos principais de ações que envolvem um banco de dados? Discuta brevemente cada um deles.

1.3 Discuta as características principais da abordagem de um banco de dados e como ela difere dos sistemas tradicionais de arquivos.

1.4 Quais são as responsabilidades do DBA e dos projetistas de banco de dados?

1.5 Quais são os diferentes tipos de usuários finais de banco de dados? Discuta as atividades principais de cada um.

1.6 Discuta as funcionalidades que podem ser fornecidas por um SGBD.

Exercícios

1.7 Identifique algumas consultas informais e operações de atualizações que você poderia aplicar ao banco de dados exposto na Figura 1.2.

1.8 Qual a diferença entre a redundância controlada e aquela sem controle? Ilustre com exemplos.

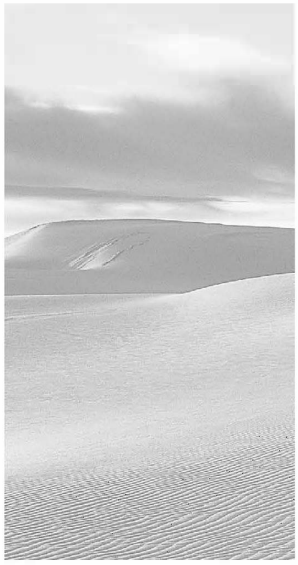
1.9 Nomeie todos os relacionamentos entre os registros do banco de dados apresentados na Figura 1.2.

1.10 Apresente algumas visões adicionais para o banco de dados visto na Figura 1.2 que podem ser necessárias para outros grupos de usuários.

1.11 Cite alguns exemplos de restrições de integridade que você poderia ter no banco de dados mostrado na Figura 1.2.

Bibliografia Selecionada

Em outubro de 1991, a edição de *Communications of the* ACM e Kim (1995) apresentou vários artigos descrevendo a próxima geração dos SGBDs; diversas características de um banco de dados, discutidas na época, estão totalmente disponíveis. A edição de março de 1976 da ACM *Computing Surveys* apresenta uma introdução pioneira aos sistemas de banco de dados e fornece uma perspectiva histórica para o leitor interessado.



2

Sistemas de Bancos de Dados: Conceitos e Arquitetura

A arquitetura dos pacotes SGBDs (sistemas gerenciadores de bancos de dados) evoluiu dos sistemas pioneiros e monolíticos, em que o pacote de softwares SGBD era um bloco único formando um sistema fortemente integrado, para os modernos pacotes SGBDs modulares por projeto, com uma arquitetura cliente/servidor. Essa evolução reflete as tendências na computação, na qual os computadores grandes e centralizados (mainframes) estão sendo substituídos por vários PCs (computadores pessoais) e *workstations* (estações de trabalho) conectados via redes de comunicações a vários tipos de servidores — servidores Web, servidores de bancos de dados, servidores de arquivos, servidores de aplicações e assim por diante.

Em uma estrutura básica de SGBD cliente/servidor, as funcionalidades do sistema são distribuídas entre dois tipos de módulos.[1] O **módulo cliente** é projetado para ser executado em uma estação de trabalho ou em um computador pessoal. Em geral, os programas de aplicação e as interfaces de usuário, que acessam o banco de dados, são processados no módulo cliente. Conseqüentemente, o módulo cliente trata a interação com os usuários e oferece uma interface amigável, como formulários ou GUIs (interfaces gráficas para os usuários) baseados em menus. Outro tipo de módulo, chamado **módulo servidor**, trata de armazenamento de dados, acessos, pesquisas e outras funções. Discutiremos as arquiteturas cliente/servidor detalhadamente na Seção 2.5. Primeiro, estudaremos os conceitos mais básicos que nos propiciarão melhor entendimento das arquiteturas modernas de banco de dados.

Neste capítulo apresentaremos a terminologia e os conceitos básicos utilizados neste livro. Começaremos, na Seção 2.1, discutindo os modelos de dados e definindo os conceitos de esquemas e instâncias, fundamentais para o estudo de sistemas de banco de dados. Discutiremos, então, a arquitetura de SGBD de três esquemas e a independência dos dados na Seção 2.2, o que oferece uma perspectiva para o usuário do que o SGBD deve fazer. Na Seção 2.3 descreveremos os tipos de interfaces e linguagens oferecidas normalmente por um SGBD. Na Seção 2.4 veremos o ambiente de programas dos sistemas de bancos de dados. A Seção 2.5 apresenta uma visão geral dos vários tipos de arquiteturas cliente/servidor. Finalmente, na Seção 2.6 mostraremos uma classificação dos tipos de pacotes SGBD. A Seção 2.7 resume o capítulo.

O material, nas seções 2.4 a 2.6, exibe os conceitos mais detalhados que deverão ser vistos como um suplemento ao material básico introdutório.

2.1 Modelos de Dados, Esquemas e Instâncias

Uma característica fundamental do uso de bancos de dados é que permitem a abstração dos dados, ocultando detalhes do armazenamento de dados, que são desnecessários para a maioria dos usuários de bancos de dados. Um **modelo de dados** — conjunto de conceitos que podem ser usados para descrever a estrutura de um banco de dados — fornece o significado necessário

1 Como veremos na Seção 2.5, existem variações da arquitetura cliente/servidor de *duas camadas*.

para permitir essa abstração.[2] Por *estrutura de um banco de dados* entendemos os tipos de dados, relacionamentos e restrições que devem suportar os dados. A maioria dos modelos também inclui uma série de **operações básicas** para a recuperação e atualizações no banco de dados.

Além das operações básicas fornecidas pelo modelo de dados, está se tornando comum incluir conceitos para especificar o **aspecto dinâmico** ou o **comportamento** de uma aplicação de banco de dados. Isso permite que o projetista do banco de dados especifique uma série de **operações definidas pelos usuários**, que são permitidas nos objetos do banco de dados.[3] Um exemplo de uma operação definida pelo usuário poderia ser CALCULE_NPA, que pode ser aplicado a um objeto ALUNO. Porém, as operações genéricas para inserir, excluir, modificar ou pesquisar qualquer tipo de objeto são, freqüentemente, incluídas nas operações *básicas do modelo de dados*. Os conceitos para especificar o comportamento são fundamentais para os modelos de dados orientados a objeto (capítulos 20 e 21), mas também estão sendo incorporados aos modelos de dados tradicionais. Por exemplo, os modelos objeto-relacional (Capítulo 22), que estendem o modelo relacional tradicional, visando incluir esses conceitos, dentre outros.

2.1.1 Categorias de Modelos de Dados

Vários modelos de dados têm sido propostos. Iremos classificá-los de acordo com os tipos de conceitos usados para descrever a estrutura do banco de dados. Os de **alto nível**, ou **modelos de dados conceituais**, possuem conceitos que descrevem os dados como os usuários os percebem, enquanto os de **baixo nível**, ou **modelos de dados físicos**, contêm conceitos que descrevem os detalhes de como os dados estão armazenados no computador. Os conceitos provenientes dos modelos de dados de baixo nível geralmente são significativos para os especialistas em computadores, mas não o são para os usuários finais. Entre esses dois extremos está uma classe de **modelos de dados representacionais** (ou de **implementação**), que oferece os conceitos que podem ser entendidos pelos usuários finais, mas não excessivamente distantes da forma como os dados estão organizados dentro do computador. Os modelos de dados representacionais ocultam alguns detalhes de armazenamento de dados, porém, podem ser implementados em um sistema de computador de maneira direta.

Os modelos de dados conceituais utilizam conceitos como entidades, atributos e relacionamentos. Uma **entidade** representa um objeto do mundo real ou um conceito, como um funcionário ou um projeto, que são descritos no banco de dados. Um **atributo** corresponde a alguma propriedade de interesse que ajuda a descrever uma entidade, como o nome do funcionário ou seu salário. O **relacionamento** entre duas ou mais entidades mostra uma associação entre estas: por exemplo, um relacionamento trabalha-em de um funcionário com um projeto. O Capítulo 3 apresenta o modelo entidade relacionamento — um modelo de dados conceitual de alto nível muito utilizado. O Capítulo 4 descreve os conceitos adicionais para modelagem conceitual de dados, como generalização, especialização e categorias.

Os modelos de dados representacionais ou de implementação são os mais usados nos SGBDs comerciais tradicionais. Incluem o popular **modelo de dados relacional**, bem como os chamados modelos de dados legados — os **modelos de rede** e os **modelos hierárquicos** — amplamente usados no passado. A Parte 2 deste livro é dedicada ao modelo de dados relacional, suas operações e linguagens, bem como a algumas das técnicas para a programação de aplicações em bancos de dados relacionais. O padrão SQL para os bancos de dados relacionais é descrito nos capítulos 8 e 9. Os modelos representacionais de dados representam os dados por meio do uso de estruturas de registro, conseqüentemente, são também chamados **modelos de dados baseados em registro.**

Podemos considerar os **modelos de dados orientados a objeto** uma nova família de modelos de dados de implementação de mais alto nível, muito próximos aos modelos de dados conceituais. Descreveremos as características gerais dos bancos de dados orientados a objeto e o padrão ODMG nos capítulos 20 e 21. Os modelos de dados orientados a objeto são freqüentemente utilizados, ainda, como modelos conceituais de alto nível, especialmente na área de engenharia de software.

Os modelos de dados físicos descrevem como os dados estão armazenados em arquivos no computador, pela representação da informação como o formato do registro, a ordem dos registros e as rotas de acesso (*access paths*). Uma **rota de acesso** é uma estrutura que torna a pesquisa por determinados registros no banco de dados eficiente. Discutiremos as técnicas de armazenamento físico e as estruturas de acesso nos capítulos 13 e 14.

---

2 Algumas vezes, a palavra *modelo* é empregada para denotar uma descrição específica de um banco de dados ou esquema, por exemplo, 'o modelo de dados de marketing'. Não usaremos essa interpretação.

3 A inclusão de conceitos que descrevem o comportamento reflete uma tendência, segundo a qual as atividades de projeto de software e do banco de dados estão, progressivamente, sendo combinadas em uma única atividade. Tradicionalmente, a definição do comportamento está associada ao projeto de software.

2.1.2 Esquemas, Instâncias e Estado do Banco de Dados

Em qualquer modelo de dados é importante distinguir entre a *descrição* do banco de dados e o *banco de dados de fato*. A descrição do banco de dados é intitulada **esquema do banco de dados**. Este é definido durante o projeto do banco de dados e não se espera que seja alterado freqüentemente.[4] A maioria dos modelos de dados apresenta algumas convenções para a exibição de esquemas como diagramas.[5] Um esquema apresentado é chamado de **diagrama esquemático**. A Figura 2.1 mostra um diagrama esquemático para o banco de dados da Figura 1.2; o diagrama apresenta a estrutura de cada tipo de registro, mas não as instâncias reais dos registros. Chamamos cada objeto no esquema — como um ALUNO ou CURSO — de um **construtor do esquema**.

Um diagrama esquemático mostra somente *alguns aspectos* do esquema, como os nomes dos tipos de registro e itens de dados, além de alguns tipos de restrições. Os outros aspectos não são especificados no diagrama esquemático. Por exemplo, a Figura 2.1 não exibe o tipo de dado de cada item de dado nem os relacionamentos entre os diversos arquivos. Vários tipos de restrições não são representados nos diagramas. Uma restrição como 'alunos do curso de ciência da computação devem cursar a disciplina CC1310 antes do fim do segundo ano' é muito difícil de representar.

O dado no banco de dados pode ser alterado freqüentemente. Por exemplo, o banco de dados da Figura 1.2 muda todas as vezes que adicionamos um aluno ou registramos uma nova nota para um aluno. Os dados no banco de dados, em um determinado momento, são chamados de **estado do banco de dados** ou **instantâneo** (*snapshot*). Também chamado o conjunto *corrente* de **ocorrências** ou **instâncias**: no banco de dados. Em um dado estado do banco de dados, cada construtor do esquema tem seu próprio *conjunto corrente* de instâncias; por exemplo, o construtor ALUNO conterá o conjunto de entidades individuais de alunos (registros) como suas instâncias. Muitos estados de bancos de dados podem ser construídos para corresponder a um esquema de banco de dados particular. Cada vez que inserirmos ou deletarmos um registro ou alterarmos o valor de um item de dados em um registro, mudaremos de um estado do banco de dados para outro.

A distinção entre o esquema de banco de dados e o estado de banco de dados é muito importante. Quando **definimos** um novo banco de dados, especificamos o seu esquema de banco de dados somente para o SGBD.

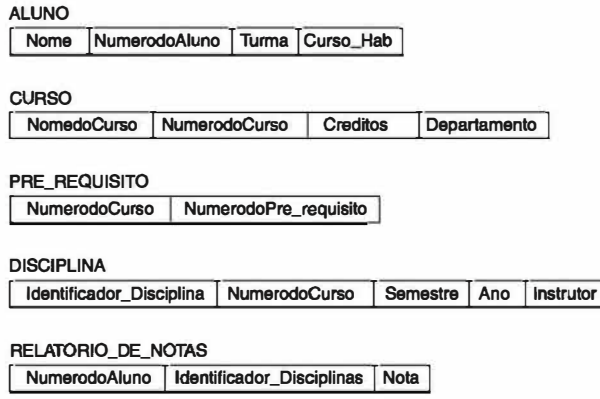


FIGURA 2.1 Diagrama esquemático para o banco de dados da Figura 1.2.

Nesse ponto, o estado correspondente de banco de dados é o *estado vazio*, sem nenhum dado. Teremos o estado inicial do banco de dados quando este for **populado** ou **carregado** com os dados iniciais. A partir daí, todas as vezes que uma operação de atualização for aplicada ao banco de dados, teremos outro estado de banco de dados. A qualquer ponto no tempo, o banco de dados terá um *estado corrente*.[6] O SGBD é parcialmente responsável por assegurar que *cada* estado do banco de dados seja um **estado válido** — isto é, um estado que satisfaz a estrutura e as restrições definidas no esquema. Conseqüentemente, especificar um esquema correto para o SGBD é extremamente importante, e o seu projeto deve ser elaborado com o máximo

4 As mudanças nos esquemas são necessárias quando os requisitos das aplicações de bancos de dados se modificam. Entre os novos sistemas de bancos de dados estão as operações permitindo as mudanças no esquema, embora o processo de mudança de esquema seja mais complexo que uma simples atualização dos bancos de dados.

5 É comum na terminologia da área de banco de dados utilizar *esquemas* (*schemas*) como o plural de *esquema* (*schema*), ainda que formalmente devesse ser *schemata* (em inglês). A palavra *projeto* (*scheme*) é empregada algumas vezes para representar um esquema.

6 O estado corrente é também chamado de *snapshot* corrente.

cuidado. O SGBD armazena as descrições dos construtores do esquema e suas restrições — também chamadas **metadados** — no catálogo do SGBD, então, o software do SGBD pode referir-se ao esquema quando necessário. O esquema é também chamado **conotação** (*intension*), e o estado do banco de dados, uma **extensão** do esquema.

Embora, conforme mencionado anteriormente, não seja previsto que o esquema seja alterado com freqüência, não é raro que mudanças necessitem ser aplicadas ao esquema, quando os requisitos da aplicação forem alterados. Por exemplo, podemos decidir que outro item de dados precise ser armazenado para cada registro em um arquivo, como colocar a DatadeNascimento no esquema ALUNO na Figura 2.1. Isso é conhecido como **evolução do esquema**. A maioria dos SGBDs modernos inclui algumas operações para a evolução do esquema, que podem ser aplicadas enquanto o banco de dados está em operação.

2.2 Arquitetura de Três-esquemas e a Independência de Dados

Três das quatro características importantes da abordagem com uso de banco de dados, listados na Seção 1.3, são: 1) separação de programas e dados (independência de dados e operação de programas); 2) suporte a múltiplas visões (*views*) de usuários, e 3) uso de catálogo para armazenar a descrição do banco de dados (esquema). Nesta seção, definiremos uma arquitetura para os sistemas de banco de dados, chamada **arquitetura de três-esquemas**,[7] proposta para auxiliar a realização e visualização dessas características. Depois disso, aprofundaremos a discussão sobre a independência dos dados.

2.2.1 A Arquitetura de Três-Esquemas

O objetivo da arquitetura de três-esquemas, ilustrada na Figura 2.2, é separar o usuário da aplicação do banco de dados físico. Nessa arquitetura, os esquemas podem ser definidos por três níveis:

1. O **nível interno** tem um **esquema interno**, que descreve a estrutura de armazenamento físico do banco de dados. Esse esquema utiliza um modelo de dado físico e descreve os detalhes completos do armazenamento de dados e caminhos de acesso ao banco de dados.

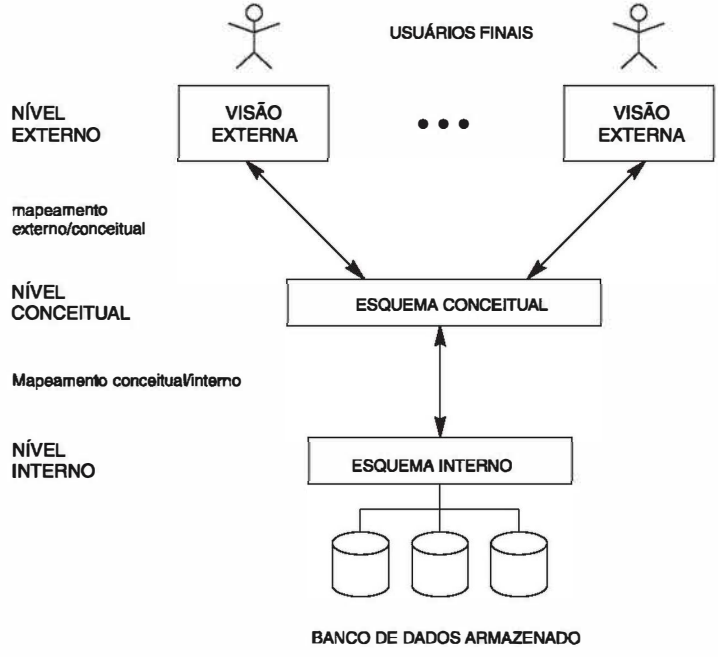


FIGURA 2.2 A arquitetura de três-esquemas.

7 Também conhecida como arquitetura ANSI/SPARC, segundo o comitê que a propôs (Tsichritzis e Klug 1978).

2. O **nível conceitual** possui um **esquema conceitual**, que descreve a estrutura de todo o banco de dados para a comunidade de usuários. O esquema conceitual oculta os detalhes das estruturas de armazenamento físico e se concentra na descrição de entidades, tipos de dados, conexões, operações de usuários e restrições. Geralmente, um modelo de dados representacional é usado para descrever o esquema conceitual quando o sistema de banco de dados for implementado. Esse *esquema de implementação conceitual* é normalmente baseado em um *projeto de esquema conceitual* em um modelo de dados de alto nível.
3. O **nível externo** ou **visão** (*view*) abrange os **esquemas externos** ou **visões de usuários**. Cada esquema externo descreve a parte do banco de dados que um dado grupo de usuários tem interesse e oculta o restante do banco de dados desse grupo. Como no item anterior, cada esquema externo é tipicamente implementado usando-se um modelo de dados representacional, possivelmente baseado em um projeto de esquema externo em um modelo de dados de alto nível.

A arquitetura de três-esquemas é uma ferramenta conveniente com a qual o usuário pode visualizar os níveis do esquema em um sistema de banco de dados. A maioria dos SGBDs não separa os três níveis completamente, mas suporta a arquitetura de três-esquemas de alguma forma. Alguns SGBDs incluem detalhes do nível físico no esquema conceitual. Na maioria dos SGBDs que oferece suporte a diferentes visões de usuários, os esquemas externos são especificados no mesmo modelo de dados que descreve a informação no nível conceitual. Alguns SGBDs permitem que diferentes modelos de dados sejam usados nos níveis conceitual e externo.

Observe que os três esquemas são apenas *descrições* dos dados; na verdade, o dado que existe *de fato* está no nível físico. Em um SGBD baseado na arquitetura de três-esquemas, cada grupo de usuários refere-se somente ao seu próprio esquema externo. Conseqüentemente, o SGBD deve transformar uma solicitação definida no esquema externo em uma solicitação do esquema conceitual, para, então, transformá-la em uma solicitação do esquema interno, a fim de processar o banco de dados armazenado. Se a solicitação for uma recuperação, o dado extraído do banco de dados armazenado deve ser reformatado para adaptar-se à visão externa do usuário. Os processos de transformação de solicitações e resultados entre os níveis são chamados **mapeamentos**. Podem ser consumidores de tempo, sendo assim, alguns SGBDs — especialmente aqueles responsáveis pelo suporte a pequenos bancos de dados — não suportam visões externas. Contudo, até mesmo nesses sistemas, uma certa quantidade de mapeamento é necessária para transformar solicitações entre os níveis conceitual e interno.

2.2.2 Independência de Dados

A arquitetura de três-esquemas pode ser usada para explicar melhor o conceito de **independência de dados**, que pode ser definido como a capacidade de mudar o esquema em um nível do sistema de banco de dados sem que ocorram alterações do esquema no próximo nível mais alto. É possível definir, ainda, dois tipos de independência de dados:

1. **Independência de dados lógica**: é a capacidade de alterar o esquema conceitual sem mudar o esquema externo ou os programas. Podemos modificar o esquema conceitual para expandir o banco de dados (adicionando um tipo de registro ou item de dados), variar as restrições ou reduzir o banco de dados (removendo um tipo de registro ou item de dados). No último caso, os esquemas externos que se referem apenas aos dados remanescentes não precisariam ser afetados. Por exemplo, o esquema externo da Figura 1.4a não deveria ser afetado pela mudança do arquivo HISTORICO_ESCOLAR mostrado na Figura 1.2 para aquele exibido na Figura 1.5a. Somente a definição da visão e os mapeamentos precisam ser alterados em um SGBD que suporta a independência lógica dos dados. Após uma reorganização lógica no esquema conceitual, os programas que utilizam os construtores do esquema externo devem funcionar como antes da reorganização. As alterações nas restrições podem ser aplicadas ao esquema conceitual, sem afetar os esquemas externos ou os programas.
2. **Independência física de dados**: refere-se à capacidade de mudar o esquema interno sem ter de alterar o esquema conceitual. Conseqüentemente, o esquema externo também não precisa ser modificado. As mudanças no esquema interno podem ser necessárias para que alguns arquivos físicos possam ser reorganizados — por exemplo, pela criação de estruturas de acesso adicionais — para aperfeiçoar o desempenho da recuperação ou atualização de dados. Se os mesmos dados permanecem como anteriormente no banco de dados, não deveríamos ter de alterar o esquema conceitual. Por exemplo, criando uma rota de acesso (*access path*) para aumentar a velocidade de recuperação de registros de DISCIPLINAS (Figura 1.2) por Semestre e Ano, não será preciso que uma consulta como 'listar todas as disciplinas oferecidas no segundo semestre de 1998' fosse alterada, embora a consulta pudesse ser executada de forma mais eficiente pelo SGBD por meio do novo caminho de acesso.

Se temos um SGBD múltiplo-nível, seu catálogo deve ser expandido para incluir as informações de como solicitar o mapeamento e dados entre os vários níveis. O SGBD usa software adicional para realizar esses mapeamentos utilizando a informação de mapeamento no catálogo. A independência de dados ocorre porque quando o esquema é alterado em algum nível, o

esquema no próximo nível acima permanece sem mudanças; apenas o mapeamento entre os dois níveis é modificado. Por isso, os programas que se referem ao esquema do nível mais alto não precisam ser alterados.

A arquitetura de três-esquemas pode tornar mais fácil a independência de dados, tanto física quanto lógica. Entretanto, os dois níveis de mapeamentos criam uma sobrecarga (*overhead*) durante a compilação ou a execução de uma consulta ou de um programa, provocando ineficiências no SGBD. Por causa disso, poucos SGBDs têm implementadas toda a arquitetura de três-esquemas.

2.3 Linguagem de Banco de Dados e Interfaces

Na Seção 1.4 discutimos a variedade de usuários que utilizam o suporte de um SGBD. O SGBD deve oferecer linguagens e interfaces apropriadas para cada categoria de usuários. Nesta seção, abordaremos os tipos de linguagens e interfaces fornecidas por um SGBD e as categorias de usuários que são atendidas por interface.

2.3.1 Linguagens de SGBD

Como o projeto de um banco de dados está completo e um SGBD foi escolhido para implementá-lo, o primeiro ponto é especificar os esquemas conceitual e interno para o banco de dados e os mapeamentos entre os dois. Em muitos SGBDs, nos quais não existe uma separação específica de níveis, uma linguagem, chamada **linguagem de definição de dados** — *Data Definition Language* (**DDL**) —, é usada pelo Database Administrator (DBA) e pelos projetistas do banco de dados para definir ambos os esquemas. O SGBD terá um compilador DDL cuja função é processar os comandos DDL a fim de identificar os construtores e para armazenar a descrição do esquema no catálogo do SGBD.

Nos SGBDs, em que uma clara separação é mantida entre os níveis conceitual e interno, a DDL é usada para especificar somente o esquema conceitual. Outra linguagem, a **linguagem de definição de armazenamento** — *storage definition language* (**SDL**) —, é utilizada para especificar o esquema interno. Os mapeamentos entre os dois esquemas podem ser estabelecidos em qualquer uma dessas linguagens. Para uma verdadeira arquitetura de três-esquemas, necessitaríamos de uma terceira linguagem, a **linguagem de definição de visões** — *view definition language* (**VDL**) —, para especificar as visões dos usuários e os seus mapeamentos para o esquema conceitual, mas na maioria dos SGBDs, a DDL é usada para definir ambos os esquemas, o conceitual e o externo.

Quando os esquemas do banco de dados estiverem compilados e o banco de dados populado com os dados, os usuários devem ter alguns meios para manipular esse banco. As manipulações típicas são a recuperação, inserção, remoção e modificação dos dados. O SGBD fornece uma série de operações, ou uma linguagem chamada **linguagem de manipulação de dados** — *data manipulation language* (**DML**) —, com essa finalidade.

Nos SGBDs atuais, os tipos precedentes de linguagens são *consideradas linguagens não distintas*; ao contrário, uma linguagem integrada abrangente é usada e inclui construções para as definições do esquema conceitual, das visões e da manipulação de dados. A definição do armazenamento é mantida separada, pois é utilizada para obter a estrutura física de armazenamento que otimize a performance do sistema de banco de dados, atividade executada pela equipe do DBA. Um exemplo típico de linguagem de banco de dados abrangente é a linguagem relacional de banco de dados SQL (capítulos 8 e 9), que representa uma combinação da DDL, VDL e DML, como também os comandos para especificação de restrições, evolução de esquema e outros recursos. A SDL era um componente nas versões anteriores da SQL, porém foi removida da linguagem para mantê-la somente nos níveis conceitual e externo.

Há dois tipos principais de DMLs. A de **alto nível**, ou **não procedural**, pode ser usada para especificar suas próprias operações complexas no banco de dados de forma concisa. Muitos SGBDs permitem que os comandos DML de alto nível sejam introduzidos interativamente de um monitor ou terminal, ou embutidos em uma linguagem de programação de propósito geral. Nesse caso, os comandos DML devem ser identificados dentro do programa para que possam ser extraídos por um pré-compilador e processados pelo SGBD. A DML de **nível baixo,** ou **procedural,** *precisa* ser embutida em uma linguagem de programação de propósito geral. Esse tipo de DML recupera os registros individuais ou objetos do banco de dados e os processa separadamente. Por essa razão, é necessário usar os construtores de linguagens de programação, como o *loop*, para recuperar e processar cada registro de um conjunto de registros. As DMLs de nível baixo também são chamadas DMLs **um-registro-por-vez** (*record-at-a-time*) por causa dessa propriedade. As DMLs de alto nível, como a SQL, podem especificar e restaurar muitos registros em um único comando, por isso são chamadas DMLs **um-conjunto-por-vez** (*set-at-a-time*) ou **orientadas-a-conjunto** (set-*oriented*). Uma consulta em DML de alto nível freqüentemente especifica *quais* dados recuperar em vez de *como* recuperá-los; como conseqüência, essas linguagens também são chamadas **declarativas**.

Se os comandos DML de alto ou baixo nível forem embutidos em um programa de linguagem de propósito geral, a linguagem será chamada **linguagem hospedeira** (*host language*), e a DML, **sublinguagem de dados**.[8] Porém, a DML de alto nível usada de maneira interativa e isoladamente é chamadao **linguagem de consulta** (*query language*). Em geral, os comandos recuperar e atualizar da DML de alto nível podem ser usados interativamente e são, por isso, considerados parte da linguagem de consulta.[9]

Os usuários finais casuais empregam normalmente uma linguagem de consulta de alto nível para especificar seus pedidos, considerando que os programadores usam a DML na sua forma embutida. Para os usuários iniciantes e parametrizáveis, existem **interfaces amigáveis** para interagir com o banco de dados que podem, também, ser utilizadas por usuários casuais ou outros que não queiram aprender sobre os detalhes de uma linguagem de consulta de alto nível. Discutiremos esses tipos de interfaces a seguir.

2.3.2 As Interfaces do SGBD

As interfaces amigáveis para os usuários fornecidas por um SGBD podem abranger o seguinte:

Interfaces Baseadas em Menus para os Clientes Web ou Navegação (*Browsing*). Essas interfaces são apresentadas ao usuário com listas de opções, chamadas **menus**, que o guiam durante a formulação de uma pesquisa. Os menus anulam a necessidade de memorizar comandos específicos e a sintaxe da linguagem de consulta; em vez disso, a consulta é composta passo a passo marcando-se as opções de um menu mostrado pelo sistema. Os menus suspensos (*pull-down*) são uma técnica muito popular nas **interfaces para os usuários baseadas na Web**. Esses menus são, geralmente, usados nas interfaces para navegação e permitem ao usuário pesquisar o conteúdo de um banco de dados de forma exploratória e não estruturada.

Interfaces Baseadas em Formulários. A interface baseada em formulário exibe um **formulário** para cada usuário. Os usuários podem preencher todos os campos do formulário de entrada para inserir um novo dado ou preencher somente alguns campos — nesse caso, o SGBD vai recuperar os dados faltantes para os campos vazios. Os formulários são normalmente projetados e programados para os usuários iniciantes como interfaces para transações customizadas. Muitos SGBDs têm **linguagens para especificação de formulários**, que são linguagens especiais que auxiliam os programadores a determinar os formulários. Alguns sistemas contêm funcionalidades que permitem que o usuário final construa, interativamente, um formulário na tela.

Interfaces Gráficas para os Usuários. Uma interface gráfica para o usuário — *graphical user interface* (GUI) — exibe um esquema para o usuário em um formulário diagramático. O usuário pode especificar uma consulta manipulando o diagrama. Em muitos casos, as GUIs utilizam ambos, os menus e os formulários. A maioria das GUIs usa um **dispositivo indicador**, como um mouse, para marcar certas partes do diagrama mostrado.

Interfaces de Linguagem Natural. Essas interfaces aceitam solicitações escritas em inglês ou em outros idiomas e tentam 'entendê-las'. Uma interface de linguagem natural normalmente tem seu próprio esquema, similar àquele conceitual do banco de dados, bem como um dicionário com as palavras importantes. A interface de linguagem natural refere-se às palavras em seu esquema, bem como a um conjunto de palavras-padrão no seu dicionário, para interpretar a solicitação. Se a interpretação for bem-sucedida, a interface gera uma consulta de alto nível correspondendo à solicitação da linguagem natural e a submete ao processamento pelo SGBD — e um diálogo é iniciado com o usuário para esclarecer a solicitação.

Interfaces para Usuários Parametrizáveis. Os usuários parametrizáveis, como os caixas de bancos, geralmente utilizam um pequeno conjunto de operações que são realizadas repetidamente. Os analistas de sistemas e os programadores projetam e implementam uma interface especial para cada classe conhecida de usuários. Em geral, uma pequena série de comandos adaptados é disponibilizada, com o objetivo de minimizar o número de teclas utilizadas para cada solicitação. Por exemplo, as teclas de funções em um terminal podem ser programadas para iniciar os vários comandos. Isso permite ao usuário parametrizável trabalhar com um número mínimo de teclas.

---

8 Em banco de dados orientados a objeto, a linguagem hospedeira e as sublinguagens de dados normalmente formam uma linguagem integrada: por exemplo, C++ com algumas extensões para suportar as funcionalidades de banco de dados. Alguns sistemas relacionais também possuem linguagens integradas: por exemplo, a PL/SQL do Oracle.

9 De acordo com o significado da palavra *query* (questão/consulta) em inglês, ela deveria ser usada para descrever somente as recuperações, e não as atualizações.

Interfaces para o DBA. A maioria dos sistemas de bancos de dados contêm comandos privilegiados que podem ser usados somente pelos DBAs. Esses comandos incluem criação de contas, sistema de ajuste de parâmetros, autorização para criação de contas, mudança de esquemas e reorganização de estruturas de armazenamento do banco de dados.

2.4 O Ambiente de Sistemas de Banco de Dados

Um SGBD é um complexo sistema de software. Nesta seção, discutiremos os tipos de componentes que constituem um SGBD e os tipos de sistemas com os quais o programa interage.

2.4.1 Módulos Componentes do SGBD

A Figura 2.3 ilustra, de forma simplificada, os componentes típicos de um SGBD. O banco de dados e o catálogo de SGBD são normalmente armazenados no disco. O acesso ao disco é controlado principalmente pelo **sistema operacional** (SO), que organiza as entradas e as saídas. Um módulo de **gerenciamento dos dados armazenados** de alto nível do SGBD controla o acesso à informação do SGBD que está armazenada no disco, se for parte do banco de dados ou do catálogo.

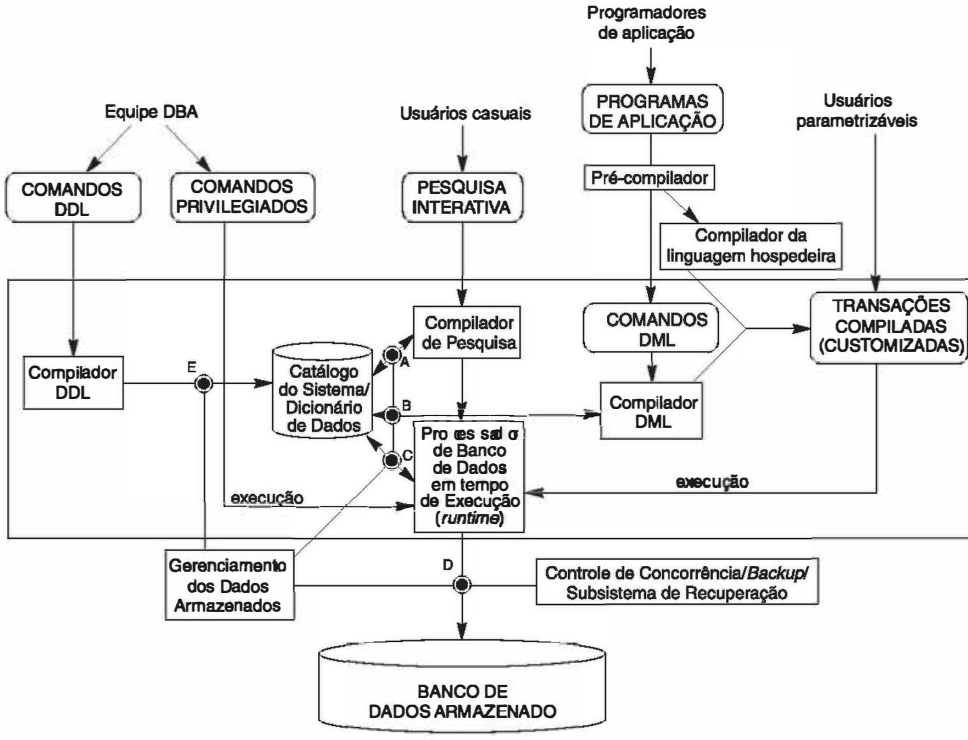


FIGURA 2.3 Módulos componentes de um SGBD e suas interações.

Os círculos com pontos pretos, identificados com as letras A, B, C, D e E, ilustram os acessos controlados pelo gerenciador de dados armazenados. O gerenciador pode usar os serviços básicos do SO para executar a transferência de dados entre o disco e a memória principal do computador, mas controla outros aspectos da transferência de dados, como a manipulação dos *buffers* na memória. Uma vez que o dado está nos *buffers* da memória principal, pode ser processado por outros módulos do SGBD, bem como pelos programas da aplicação. Alguns SGBDs têm seus próprios **módulos de gerenciamento de *buffers***, enquanto outros usam o SO para manipular a buferização das páginas de disco.

O compilador DDL processa as definições do esquema, especificadas na DDL, e armazena as descrições dos esquemas (metadados) no catálogo do SGBD. O catálogo inclui informações como nomes e tamanhos dos arquivos, nomes e tipos de

itens de dados, detalhes de armazenamento de cada arquivo, informações de mapeamentos entre os esquemas e restrições, além de muitas outras informações necessárias para os módulos do SGBD. Os módulos de software do SGBD acessam as informações do catálogo conforme necessário.

O **processador de banco de dados em tempo de execução** (*runtime*) controla o acesso ao banco de dados em tempo de execução, recebe os comandos para a recuperação ou atualização e os executa no banco de dados. Os acessos passam pelo gerenciador de dados armazenados, e o gerenciador de *buffer* mantém as informações sobre as páginas do banco de dados na memória. O **compilador de consulta** (*query*) manipula as consultas de alto nível que são feitas interativamente. Ele analisa a sintaxe, compila ou interpreta a consulta criando um código de acesso ao banco de dados, e então gera as chamadas ao processador em tempo de execução para executar o código.

O **pré-compilador** extrai os comandos DML dos programas escritos em uma linguagem de programação hospedeira. Esses comandos são enviados para o compilador **DML** para compilação, gerando códigos para o acesso ao banco de dados. O restante do programa é enviado para o compilador da linguagem de programação hospedeira. Os códigos-objeto para os comandos DML e o restante do programa são acoplados, formando uma transação customizada cujo código executável inclui as chamadas para o processador em tempo de execução.

Atualmente é comum ter um **programa cliente** que acessa o SGBD de outro computador separado daquele em que está o banco de dados. O primeiro é chamado **computador cliente**, e o último, **servidor de banco de dados**. Em alguns casos, o cliente acessa um computador intermediário, o **servidor de aplicação**, que, por sua vez, acessa o servidor de banco de dados. Esse tópico será abordado na Seção 2.5.

A Figura 2.3 não pretende descrever um SGBD específico; ela ilustra os módulos típicos de um SGBD. O SGBD interage com o sistema operacional quando precisa acessar o disco — para o banco de dados ou para o catálogo. Se o sistema for compartilhado por vários usuários, o SO vai organizar a seqüência de acessos do SGBD ao disco e o processamento do SGBD com os outros processos. Mas se o sistema de computador for dedicado principalmente a atuar como servidor de banco de dados, o SGBD vai controlar a buferização das páginas de disco na memória principal. O SGBD também interage com os compiladores de linguagens de programação hospedeiras genéricas, com os servidores de aplicação e com os programas clientes executados em máquinas separadas por meio da interface do sistema da rede.

2.4.2 Utilitários do Sistema de Banco de Dados

Além dos módulos de software descritos, muitos SGBDs têm **utilitários de banco de dados** que auxiliam o DBA no gerenciamento do sistema de banco de dados. Os utilitários comuns apresentam as seguintes funções:

- *Carregamento* (*loading*): esse utilitário é usado para carregar os arquivos de dados existentes — como os arquivos de texto ou os seqüenciais — dentro do banco de dados. Normalmente, o formato corrente (fonte) do arquivo de dados e a estrutura do arquivo do banco de dados desejada (destino) são especificados para o utilitário, que então, automaticamente, formata os dados e os armazena no banco de dados. Com a proliferação dos SGBDs, a transferência de dados de um SGBD para outro tornou-se comum em muitas organizações. Alguns vendedores estão oferecendo produtos que geram programas apropriados de carregamento (*loading*) dadas a fonte existente e as descrições de armazenamento no banco de dados do destino (esquemas internos). Essas ferramentas também são ditas **ferramentas de conversão**.
- *Backup*: um utilitário de backup cria uma cópia do banco de dados, geralmente descarregando (*dumping*) todo o banco de dados em uma fita. A cópia back-up pode ser usada para restaurar o banco de dados, em caso de falhas catastróficas. Os backups incrementais também são usados se ocorrerem apenas alterações depois que um back-up prévio tenha sido gravado. O backup incremental é mais complexo, mas economiza espaço.
- *Reorganização de arquivos*: esse utilitário pode ser usado para reorganizar um arquivo de banco de dados em uma nova forma buscando melhorar seu desempenho.
- *Monitoramento de desempenho*: esse utilitário monitora o uso do banco de dados e fornece estatísticas para o DBA. O DBA utiliza essas estatísticas para tomar decisões, como reorganizar ou não os arquivos para melhorar o desempenho.

Outros utilitários podem estar disponíveis para classificação (*sorting*) de arquivos, execução de compressão de dados, monitoramento de acesso pelos usuários, interface com a rede e execução de outras funções.

2.4.3 Ferramentas, Ambientes de Aplicação e Funcionalidades de Comunicação

Existem, ainda, outras ferramentas disponíveis para os projetistas de bancos de dados, para os usuários e para os DBAs. As ferramentas **CASE**[10] são usadas na fase de projeto do sistema de banco de dados. Outra ferramenta que pode ser muito útil em grandes organizações é o **sistema de dicionário de dados** (ou **repositório de dados**). Além de guardar informações sobre os esquemas e restrições no catálogo, o dicionário de dados armazena outras informações, como as decisões de projeto, os padrões de utilização, as descrições dos programas das aplicações e as informações dos usuários. Esse sistema também é chamado **repositório de informações**. Essa informação pode ser acessada *diretamente* pelos usuários ou pelo DBA quando necessário. Um dicionário de dados é similar a um catálogo do SGBD, mas inclui maior variedade de informações acessadas, principalmente pelos usuários, e não só pelo software do SGBD.

Os **ambientes de desenvolvimento de aplicação**, como o PowerBuilder (Sybase) ou o JBuilder (Borlard), estão se tornando muito populares. Eles oferecem um ambiente para o desenvolvimento de aplicações de banco de dados, e incluem funcionalidades que auxiliam em muitas facetas do sistema de banco de dados como no projeto, desenvolvimento de GUIs, consulta e atualização, bem como desenvolvimento de programas de aplicação.

O SGBD também precisa de uma interface com o **software de comunicações**, cuja função é permitir aos usuários remotos o acesso ao banco de dados por meio de terminais de computador, estações de trabalho ou seus computadores pessoais. Estão conectados ao site do banco de dados por intermédio do hardware de comunicação de dados, como as linhas de telefone, redes locais, redes de longa distância ou dispositivos de comunicação via satélite. Muitos sistemas de bancos de dados comerciais possuem pacotes de comunicação que trabalham com o SGBD. Este, integrado ao pacote do sistema de comunicações, é denominado sistema **DB/DC** (*database/data communications*). Além disso, alguns SGBDs distribuídos estão fisicamente difundidos em várias máquinas. Nesse caso, as redes de comunicação são necessárias para conectar as máquinas. Geralmente são **redes locais** — *local area networks* (**LANs**) —, no entanto, também podem ser outro tipo de rede.

2.5 Arquiteturas Centralizadas e Cliente/Servidor para os SGBDs

2.5.1 Arquitetura SGBD Centralizada

As arquiteturas dos SGBDs têm seguido tendências similares àquelas de arquiteturas de sistemas de computadores. As primeiras arquiteturas utilizavam os grandes computadores centrais (*mainframes*) para processar todas as funções do sistema, incluindo os programas de aplicação e os de interface com os usuários, bem como todas as funcionalidades do SGBD. A razão era que a maioria dos usuários acessava o sistema via terminais de computador que não tinham poder de processamento e apenas ofereciam possibilidade de exibição. Então, todos os processos eram executados remotamente no sistema centralizado, e somente as informações de exibição e os controles eram enviados do computador para os terminais, conectados ao computador central por vários tipos de redes de comunicação.

Como os preços do hardware caíram, vários usuários mudaram seus terminais para os computadores pessoais (PCs) e estações de trabalho (*workstations*). Primeiro, os sistemas de banco de dados usavam esses computadores da mesma maneira que os terminais, então o SGBD ainda era um SGBD **centralizado**, no qual as funcionalidades, execuções de programas e processamento das interfaces com o usuário eram executados em uma única máquina. A Figura 2.4 ilustra os componentes físicos em uma arquitetura centralizada. Gradualmente, os sistemas SGBD começaram a explorar o poder de processamento disponível do lado do usuário, que direcionou as arquiteturas SGBD cliente-servidor.

2.5.2 Arquiteturas Cliente/Servidor Básicas

Primeiramente, discutiremos a arquitetura cliente-servidor genérica, depois, veremos como ela é aplicada ao SGBD. A **arquitetura cliente/servidor** foi desenvolvida para trabalhar com ambientes computacionais, nos quais um grande número de PCs, estações de trabalho, servidores de arquivo, impressoras, servidores de banco de dados, servidores Web e outros equipamentos estão conectados via rede. A idéia é definir os **servidores especializados** com funcionalidades específicas. Por exemplo, é possível conectar PCs ou pequenas estações de trabalho como clientes a um **servidor de arquivos** que mantém os arquivos das máquinas clientes.

---

10 Embora CASE signifique engenharia de software apoiada por computador (*computer-aided software engineering*), muitas ferramentas CASE são utilizadas, principalmente em projeto de banco de dados.

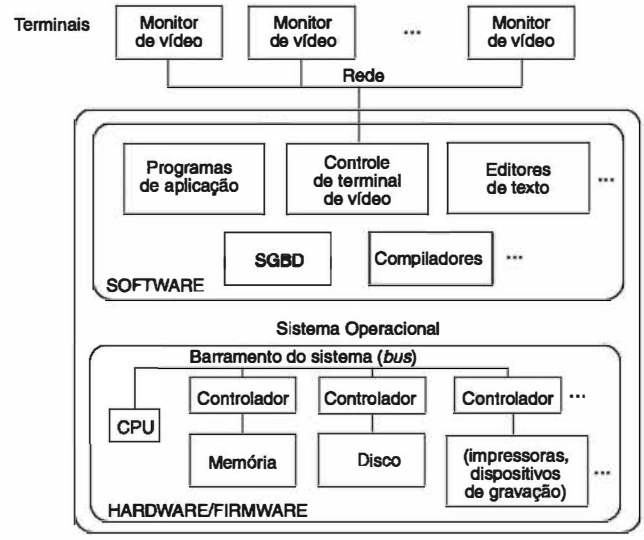


FIGURA 2.4 A arquitetura física centralizada.

Outra máquina poderia ser projetada como um **servidor de impressão**, sendo conectada a várias impressoras; conseqüentemente, todas as impressões solicitadas pelos clientes seriam encaminhadas para essa máquina. Os **servidores Web** ou **servidores de e-mails** também são especializados. Dessa forma, os recursos disponibilizados pelos servidores especializados podem ser acessados pelas diversas máquinas clientes. As **máquinas clientes** oferecem ao usuário as interfaces apropriadas para utilizar esses servidores, bem como o poder de processamento para executar as aplicações locais. Esse conceito pode ser transportado para o software, com o software especializado, como o SGBD, ou um pacote CAD (*computer aided design*) — projeto apoiado por computador —, armazenado nas máquinas servidores específicas e acessíveis a vários clientes. A Figura 2.5 ilustra a arquitetura de cliente/servidor no nível lógico, e a Figura 2.6 é um diagrama simplificado que mostra a arquitetura física. Algumas máquinas poderiam ser apenas sites clientes (por exemplo, estações de trabalho sem disco, estações de trabalho ou estações de trabalho/PCs com discos que tenham somente um software cliente instalado). Outras poderiam ser servidores dedicados. Outras máquinas poderiam, ainda, ter as funcionalidades de cliente e de servidor.

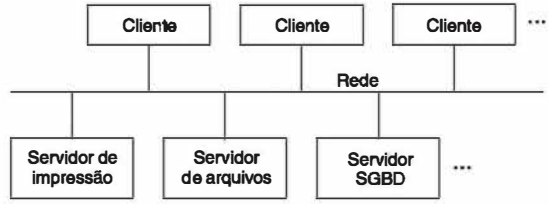


FIGURA 2.5 A arquitetura lógica de duas camadas cliente/servidor.

O conceito de arquitetura cliente/servidor possui uma estrutura fundamental que consiste em muitos PCs e estações de trabalho, bem como um número pequeno de máquinas centrais (mainframes) conectadas via redes locais e outros tipos de redes de computadores. Um **cliente**, nessa estrutura, é em geral uma máquina de usuário que tem as funcionalidades de interface com o usuário e processamento local. Quando um cliente precisa de uma funcionalidade adicional, como acesso ao banco de dados, inexistente naquela máquina, ela se conecta a um servidor que disponibiliza a funcionalidade. Um **servidor** é uma máquina que pode fornecer serviços para as máquinas clientes, como acesso a arquivos, impressão, arquivamento ou acesso a um banco de dados. Em geral, algumas máquinas instalam apenas o software cliente; outras, somente o software servidor; e algumas podem incluir ambos, como pode ser visto na Figura 2.6. Entretanto, é mais comum que os softwares cliente e servidor

normalmente sejam executados em máquinas separadas. Dois tipos principais de arquiteturas de SGBD foram criados utilizando-se os fundamentos da estrutura cliente/servidor: duas e três camadas.[11] Elas serão discutidas a seguir.

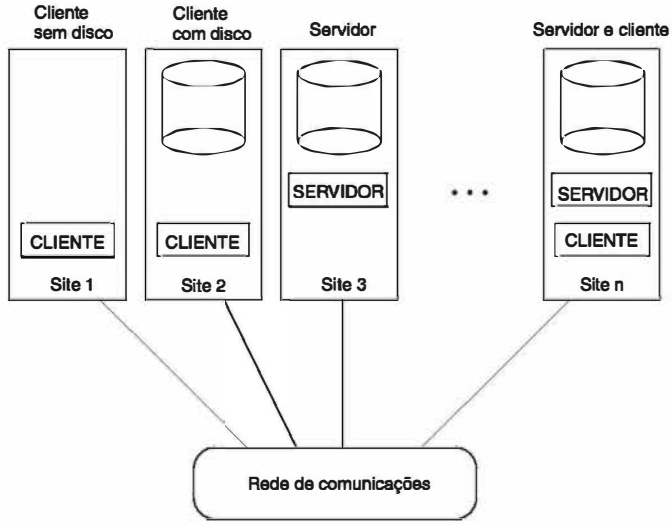


FIGURA 2.6 Arquitetura física cliente/servidor de duas camadas.

2.5.3 Arquiteturas Cliente/Servidor de Duas Camadas para os SGBDs

A arquitetura cliente/servidor está, cada vez mais, sendo incorporada aos pacotes comerciais de SGBD. No SGBD relacional (SGBDRs), muitos dos quais começaram como sistemas centralizados, os componentes de sistemas que primeiro foram movidos para o lado do cliente foram a interface com o usuário e os programas de aplicação. Pelo fato de a SQL (capítulos 8 e 9) oferecer uma linguagem-padrão para os SGBDRs, criou-se um ponto de divisão lógico entre o cliente e o servidor. Assim, a consulta e as funcionalidades de transação permaneceram do lado do servidor. Nessa arquitetura, o servidor geralmente é chamado **servidor de consulta** ou **servidor de transação**, porque fornece essas duas funcionalidades. Nos SGBDRs, o servidor é normalmente conhecido por **servidor SQL**, pois a maioria dos servidores SGBDR são baseados na linguagem e padrões SQL.

Em uma arquitetura cliente/servidor, os programas de interface com o usuário e os de aplicação podem ser executados no lado do cliente. Quando o acesso ao SGBD é necessário, o programa estabelece uma conexão com o programa (que está do lado do servidor); uma vez criada a conexão, o programa do cliente pode comunicar-se com o SGBD. Um padrão denominado ***Open Database Connectivity*** (ODBC) — **Conectividade a Banco de Dados Aberta** — fornece as **interfaces para o programa de aplicação** — (*application programming interface* ou **API**) —, o qual permite que os programas do lado do cliente se conectem ao SGBD, desde que ambas as máquinas cliente e servidor tenham o software necessário instalado. A maioria dos fornecedores de SGBD oferece os *drivers* ODBC para seus sistemas. Conseqüentemente, o programa cliente pode, na verdade, conectar-se a vários SGBDRs e enviar pedidos de consultas e transações usando o ODBC API, que são, então, processados no site do servidor. Os resultados da consulta são enviados de volta para o programa do cliente, que pode processá-los ou exibi-los conforme a necessidade. Um padrão relacionado à linguagem de programação Java, chamado **JDBC**, também está sendo definido. Isso permite que o programa Java cliente acesse o SGBD por meio de uma interface-padrão.

A segunda abordagem para a arquitetura cliente/servidor foi adotada por alguns SGBDs orientados a objeto. Como muitos desses sistemas foram desenvolvidos na era da arquitetura cliente/servidor, a abordagem adotada foi dividir os módulos de software do SGBD entre cliente e servidor de modo mais integrado. Por exemplo, o **nível servidor** pode incluir a parte do software SGBD responsável por manipular o armazenamento de dados em páginas de discos, controle de concorrência local e recuperação, buferização e *caching* de páginas de disco e outras funções. O **nível cliente** pode executar a interface do usuário; as funções de dicionário de dados; as interações do SGBD com os compiladores das linguagens de programação; a otimização glo-

11 Existem várias outras arquiteturas cliente/servidor. Abordaremos apenas as duas mais básicas aqui. No Capítulo 25 veremos outras arquiteturas cliente/servidor e as arquiteturas distribuídas.

bal de consultas; o controle de concorrência e a recuperação por múltiplos servidores; a estruturação de objetos complexos dos dados nos *buffers* e outras funções. Nessa abordagem, a interação entre cliente/servidor é mais coesa, feita internamente pelos módulos do SGBD — alguns deles residem no cliente e outros no servidor — em vez de pelos usuários. A divisão exata das funcionalidades varia de sistema para sistema. Nessa arquitetura cliente/servidor, o servidor é chamado **servidor de dados**, porque fornece os dados nas páginas do disco para o cliente. Esses dados podem então ser estruturados em objetos para os programas cliente pelo próprio SGBD no lado cliente.

As arquiteturas descritas aqui são chamadas **arquiteturas de duas camadas**, pois os componentes de software são distribuídos em dois sistemas: cliente e servidor. As vantagens dessa arquitetura são a simplicidade e a compatibilidade com os sistemas existentes. A emergência da World Wide Web mudou os papéis dos clientes e servidores, direcionando-os para a arquitetura de três camadas.

2.5.4 Arquiteturas Cliente/Servidor de Três Camadas para Aplicações Web

Muitas aplicações para a Web usam uma arquitetura chamada **arquitetura de três camadas**, que possui uma camada intermediária entre o cliente e o servidor de banco de dados, como ilustrado na Figura 2.7. Essa camada intermediária, ou **camada do meio**, é, algumas vezes, chamada **servidor de aplicações** ou **servidor Web**, dependendo da aplicação. Esse servidor desempenha um papel intermediário armazenando as regras de negócio (procedimentos ou restrições) que são usadas para acessar os dados do servidor de banco de dados. Também pode incrementar a segurança do banco de dados checando as credenciais do cliente antes de enviar uma solicitação ao servidor de banco de dados. Os clientes possuem interfaces GUI e algumas regras de negócio adicionais específicas para a aplicação. O servidor intermediário aceita as solicitações do cliente, processa-as e envia comandos de banco de dados ao servidor de banco de dados, e então atua como um conduíte por passar (parcialmente) os dados processados do servidor de banco de dados para os clientes — dados que podem ser processados novamente e filtrados para a apresentação aos usuários em um formato GUI. Desse modo, a *interface com o usuário, as regras de aplicação e o acesso aos dados* atuam como três camadas.

Os avanços na tecnologia de criptografia tornam mais segura a transferência dos dados sensíveis, criptografados, do servidor para o cliente, os quais serão decriptografados. A decriptografia pode ser feita por hardware ou por software avançados. Essa tecnologia oferece níveis elevados de segurança dos dados, mas as questões relativas à segurança da rede continuam preocupando os especialistas. Várias tecnologias para a compressão dos dados também estão auxiliando na transferência de grandes quantidades de dados dos servidores para os clientes nas redes com ou sem fios.

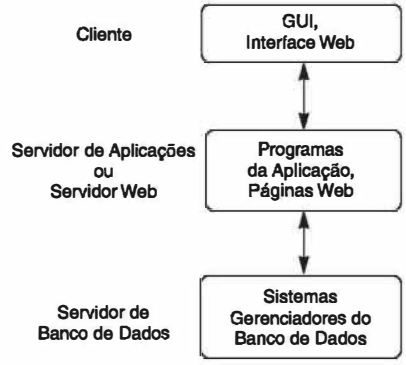


FIGURA 2.7 Arquitetura lógica cliente/servidor de três camadas.

2.6 Classificação dos Sistemas Gerenciadores de Banco de Dados

Vários critérios são utilizados para a classificação dos SGBDs. O primeiro é o **modelo de dados** no qual o SGBD é baseado. O principal modelo de dados utilizado na maioria dos SGBDs comerciais atualmente é o **modelo de dados relacional**. O **modelo de dados de objeto** foi implementado em alguns sistemas comerciais, mas seu uso não foi muito difundido. Muitas aplicações legadas (antigas) ainda utilizam os sistemas de banco de dados baseados nos **modelos hierárquicos** e de **rede**. Os SGBDs relacionais estão evoluindo continuamente e, em especial, têm incorporado muitos dos conceitos que foram desenvolvidos nos

bancos de dados de objetos. Essa evolução gerou uma nova categoria de SGBDs chamada SGBDs **objeto-relacional**. Podemos, portanto, classificar os SGBDs com base no modelo de dados: relacional, objeto, objeto-relacional, hierárquico, de rede e outros.

O segundo critério empregado para classificar os SGBDs é o **número de usuários** suportado pelo sistema. Os **sistemas de usuário único** suportam apenas um usuário por vez e são mais usados em computadores pessoais. Os **sistemas multiusuários**, que incluem a maioria dos SGBDs, auxiliam múltiplos usuários simultaneamente.

Um terceiro critério é o **número de sites** pelos quais o banco de dados está distribuído. Um SGBD é **centralizado** se o dado for armazenado em um único site. Um SGBD centralizado pode suportar múltiplos usuários, mas o SGBD e o banco de dados estão alocados em um único site. Um SGBD **distribuído** (SGBDD) pode ter o banco de dados e o software do SGBD distribuídos em vários sites conectados pela rede. Os SGBDDs **homogêneos** usam o mesmo software de SGBD em todos os sites. Uma tendência recente é desenvolver um software para acessar vários bancos de dados autônomos e preexistentes armazenados em SGBDs **heterogêneos**. Isso gera um SGBD **confederado** (ou **sistema de múltiplos bancos de dados**), no qual os SGBDs participantes são fracamente acoplados e têm um nível de autonomia local. Muitos SGBDDs utilizam a arquitetura cliente/servidor.

Um quarto critério é o **custo** do SGBD. A maioria dos pacotes de SGBD custa entre dez mil e cem mil dólares. Os sistemas de usuário único para a plataforma baixa, que trabalham com microcomputadores, custam entre cem dólares e três mil dólares. No outro lado da escala, poucos pacotes mais elaborados custam mais de cem mil dólares.

Podemos também classificar um SGBD baseado em opções de **tipos de caminhos de acesso** (*access path*) para os arquivos armazenados. Uma família de SGBD bem conhecida está baseada nas estruturas de arquivo invertidas. Finalmente, um SGBD pode ser utilizado para **propósitos gerais** ou para **propósitos especiais**. Quando o desempenho é considerado essencial, um SGBD específico pode ser projetado e construído para uma determinada aplicação não podendo ser usado para outras aplicações sem grandes alterações. Muitos sistemas para reservas de vôos e consultas a listas telefônicas, desenvolvidos no passado, são SGBDs com propósitos especiais. Eles pertencem à categoria de sistemas de **processamento de transações on-line** — *online transaction processing* (OLTP) —, os quais devem suportar um grande número de transações simultâneas sem gerar retardos excessivos.

Resumidamente, vamos descrever o principal critério para a classificação dos SGBDs: o modelo de dados. O modelo de dados relacional básico representa um banco de dados como uma coleção de tabelas, na qual cada uma delas pode ser armazenada como um arquivo separado. O banco de dados na Figura 1.2 é mostrado de maneira similar à da representação relacional. A maioria dos bancos de dados relacionais usa uma linguagem de consulta de alto nível chamada SQL e suporta de forma limitada as visões (*views*) de usuários. Discutiremos o modelo relacional, suas linguagens e operações, bem como técnicas para a programação de aplicações nos capítulos 5 a 9.

O modelo de dados de objetos define um banco de dados em termos de objetos, suas propriedades e operações. Os objetos com a mesma estrutura e comportamento pertencem a uma **classe**, e as classes são organizadas em **hierarquias** (ou ***grafos acíclicos***). As operações de cada classe são especificadas nos termos de procedimentos pré-definidos, denominados **métodos**. Os SGBDs relacionais têm estendido seus modelos para incorporar os conceitos de banco de dados de objetos e outras funcionalidades. Esses sistemas são o **objeto relacional** ou o **sistema relacional estendido**, que serão vistos nos capítulos 20 a 22.

Dois modelos de dados antigos, importantes historicamente, agora conhecidos como modelos de dados legados, são os modelos de rede e os modelos hierárquicos. O **modelo de rede** representa os dados como tipos de registros e um tipo relacionamento 1:N, limitado, chamado **tipo conjunto**. A Figura 2.8 mostra um diagrama esquemático de rede para o banco de dados da Figura 1.2. Nele, os tipos registro são mostrados como retângulos e os tipos conjunto são vistos como setas diretas rotuladas. O modelo de rede, também conhecido como modelo CODASYL DBTG[12], tem uma linguagem um-registro-por-vez associada que precisa ser embutida em uma linguagem de programação hospedeira. O **modelo hierárquico** representa os dados como estruturas de árvores hierárquicas. Cada hierarquia representa um número de registros relacionados. Não há nenhuma linguagem-padrão para o modelo hierárquico, embora a maioria dos SGBDs hierárquicos possua linguagens um-registro-por-vez. Apresentaremos uma breve visão geral dos modelos de rede e hierárquicos nos apêndices E e F, no site deste livro.

O **modelo XML** (eXtended Markup Language), agora considerado o padrão para o intercâmbio de dados na Internet, também usa estruturas de árvores hierárquicas. Ele combina conceitos de banco de dados com os de modelos de representação de documentos. O dado é representado como elementos, que podem ser aninhados para criar estruturas hierárquicas complexas. Esse modelo assemelha-se conceitualmente àquele de objeto, mas usa uma terminologia diferente. Discutiremos o modelo XML e como ele é relacionado com os bancos de dados no Capítulo 26.

---

12 CODASYL DBTG significa *Conference on Data Systems Languages Data Base Task Group* (Conferência do Grupo Tarefa das Linguagens de Sistemas de Dados de Banco de Dados), que é o comitê que especifica o modelo de banco de dados de rede e suas linguagens.

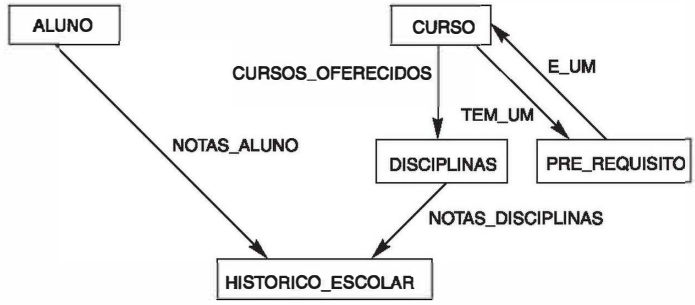


FIGURA 2.8 O esquema da Figura 2.1 em notação do modelo de rede.

2.7 Resumo

Neste capítulo, demos uma introdução aos principais conceitos utilizados nos sistemas de banco de dados. Definimos um modelo de dado e destacamos as três principais categorias dos modelos de dados:

- Alto nível ou modelos de dados conceituais (baseados em entidades e relacionamentos).
- Baixo nível ou modelos de dados físicos.
- Modelos de dados representacionais ou de implementação (baseado-em-registro, orientado a objeto).

Diferenciamos o esquema, ou descrição de um banco de dados, do banco de dados efetivo. O esquema não é alterado freqüentemente, já o estado do banco de dados é alterado toda vez que o dado é inserido, apagado ou modificado. Descrevemos a seguir a arquitetura de três-esquemas do SGBD, que permite três níveis de esquemas:

- Um esquema interno descreve a estrutura de armazenamento físico do banco de dados.
- Um esquema conceitual é uma descrição de alto nível de todo o banco de dados.
- Os esquemas externos descrevem as visões de diferentes grupos de usuários.

Um SGBD que separa claramente os três níveis deve ter mapeamentos entre os esquemas para transformar as solicitações e os resultados de um nível para o próximo. A maioria dos SGBDs não separa os três níveis completamente. Usamos a arquitetura de três-esquemas para definir os conceitos de independência de dados lógica e física.

Em seguida, abordamos os principais tipos de linguagens e interfaces que os SGBDs suportam. Uma linguagem de definição de dados (DDL) é usada para definir o esquema conceitual do banco de dados. Na maioria dos SGBDs, a DDL também define as visões dos usuários, e algumas vezes as estruturas de armazenamento; em outros SGBDs, podem existir outras linguagens (VDL, SDL) para especificação das visões e estruturas de armazenamento. O SGBD compila todas as definições de esquema e armazena suas descrições no seu catálogo. Uma linguagem de manipulação de dados (DML) é empregada para especificar as recuperações e atualizações do banco de dados. As DMLs podem ser de alto nível (orientadas-a-conjunto, não procedural) ou de baixo nível (orientadas-a-registro, procedural). Uma DML de alto nível pode ser embutida em uma linguagem de programação hospedeira, ou pode ser utilizada sozinha (*stand-alone*) — nesse caso, é chamada linguagem de consulta (*query*).

Discutimos os diferentes tipos de interfaces fornecidas pelo SGBD e os tipos de usuários de SGBD aos quais cada interface está associada. A seguir, discutimos o ambiente do sistema de banco de dados, os módulos típicos de software do SGBD e as funcionalidades do programa para auxiliar os usuários e o DBA a executar suas tarefas. Depois, demos uma visão geral das arquiteturas de duas e três camadas para as aplicações de banco de dados, que são atualmente muito comuns na maioria das aplicações modernas, particularmente nas aplicações de banco de dados para a Web.

Na seção final, classificamos os SGBDs de acordo com alguns critérios: modelo de dados, número de usuários, número de sites, custo, tipos de caminhos de acesso e generalidade. A principal classificação dos SGBDs está baseada no modelo de dados. Resumidamente, vimos os principais modelos de dados usados nos SGBDs comerciais atuais.

Questões de Revisão

2.1 Defina os seguintes termos: *modelo de dados*, *esquema de banco de dados*, *estado do banco de dados*, *esquema interno*, *esquema conceitual*, *esquema externo*, *independência de dados*, *DDL*, *DML*, *SDL*, *VDL*, *linguagem de consulta*, *linguagem hospedeira*, *sublinguagem de dados*, *funcionalidade do banco de dados*, *catálogo*, *arquitetura cliente/servidor*.

2.2 Discuta as principais categorias dos modelos de dados.
2.3 Qual a diferença entre um esquema de banco de dados e um estado de banco de dados?
2.4 Descreva a arquitetura de três-esquemas. Por que precisamos de mapeamentos entre os níveis dos esquemas? Como diferentes linguagens de definição de esquemas suportam essa arquitetura?
2.5 Qual a diferença entre independência de dados lógica e física?
2.6 Qual a diferença entre as DMLs procedural e não procedural?
2.7 Discuta os diferentes tipos de interfaces amigáveis para o usuário (GUIs) e os tipos de usuário típico de cada uma.
2.8 Defina com que outro tipo de sistema de software de computador um SGBD interage?
2.9 Qual a diferença entre as arquiteturas cliente/servidor de duas e três camadas?
2.10 Discuta alguns tipos de funcionalidades de banco de dados, ferramentas e suas funções.

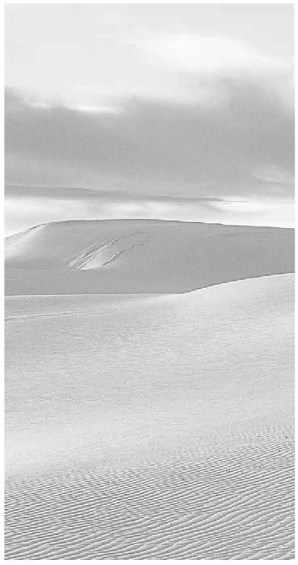
Exercícios

2.11 Pense nos diferentes usuários para o banco de dados da Figura 1.2. Que tipos de aplicações cada usuário necessitaria? Para qual categoria de usuário cada um pertenceria, e de que tipo de interface precisaria?
2.12 Escolha uma aplicação de banco de dados com a qual você está familiarizado. Projete um esquema e mostre um banco de dados exemplo para essa aplicação, usando a notação das figuras 2.1 e 1.2. Que tipo de informação adicional e restrições você gostaria de representar no esquema? Pense nos vários usuários para o seu banco de dados e projete uma visão para cada um.

Bibliografia Selecionada

Muitos livros de banco de dados, entre os quais os dos autores Date (2001), Silberschatz *et al.* (2001), Ramakrishnan e Gehrke (2002), Garcia-Molina *et al.* (1999, 2001) e Abiteboul *et al.* (1995), possuem uma discussão dos vários conceitos de banco de dados apresentados aqui. Tsichritzis e Lochovsky (1982) é o precursor dos modelos de dados. Tsichritzis e Klug (1978) e Jardine (1977) apresentam a arquitetura de três-esquemas, que foi, primeiramente, sugerida no relatório DBTG CODASYL (1971) e, mais tarde, em um relatório do American National Standards Institute (Ansi, 1975). Uma análise profunda do modelo de dados relacional, com suas possíveis extensões, é feita em Codd (1992). O padrão proposto para os bancos de dados orientados a objeto é descrito em Cattell (1997). Muitos documentos descrevendo o XML estão disponíveis na Web, como o XML (2003).

Os exemplos de funcionalidades de bancos de dados estão no ETI Extract Toolkit (*www.eti.com*), e a ferramenta para a administração de bancos de dados está em DB Artisan from Embarcadero Technologies (*www.embarcadero.com*).



3

Modelagem de Dados Usando o Modelo Entidade-Relacionamento

A modelagem conceitual é uma fase muito importante no planejamento de uma aplicação de um banco de dados bem-sucedida. Geralmente, o termo **aplicação de um banco de dados** refere-se a um banco de dados particular e aos programas a ele associados, que implementam consultas e atualizações. Por exemplo, uma aplicação de um banco de dados BANCO, para manter as contas dos clientes, conteria programas para implementar as atualizações correspondentes aos depósitos e retiradas deles. Esses programas oferecem interfaces gráficas — *User-Friendly Graphical User Interfaces* (GUIs) —, que utilizam formulários e menus para interagir com os usuários finais da aplicação — os caixas do banco, nesse exemplo. Por isso, a parte da aplicação de um banco de dados exigirá o projeto, implementação e testes desses **programas de aplicação**. Tradicionalmente, o projeto e teste dos programas de aplicação são tratados mais no domínio da engenharia de software do que no de um banco de dados. Como as metodologias de projeto de banco de dados priorizam os conceitos de operações em objetos de banco de dados, e as metodologias de engenharia de software tratam mais especificamente os detalhes da estrutura dos bancos de dados que os programas de software vão usar e acessar, está claro que essas atividades estão fortemente relacionadas. Discutiremos brevemente alguns dos conceitos para as operações em um banco de dados no Capítulo 4 e, novamente, a metodologia de projeto de um banco de dados, com exemplos de aplicações, no Capítulo 12 deste livro.

Neste capítulo, seguiremos a abordagem tradicional: concentração nas estruturas e restrições do banco de dados durante seu projeto. Apresentaremos os conceitos de modelagem do **modelo Entidade-Relacionamento (ER)**, que é um modelo de dados conceitual de alto nível, além de muito popular. Esse modelo e suas variações são normalmente empregados para o projeto conceitual de aplicações de um banco de dados, e muitas ferramentas de projeto de um banco de dados aplicam seus conceitos. Descreveremos os conceitos da estruturação de dados básica e as restrições do modelo ER, e discutiremos seu uso no projeto de esquemas conceituais para aplicações de bancos de dados. Apresentaremos também a notação diagramática associada ao modelo ER, conhecida por **diagramas ER**.

As metodologias de modelagem de objetos como UML (*Universal Modeling Language* — **Linguagem de Modelagem Universal**) estão se tornando cada vez mais populares no projeto e engenharia de software. Essas metodologias vão além do projeto de um banco de dados, especificando o projeto detalhado dos módulos de software e suas interações, utilizando vários tipos de diagramas. Uma importante parte dessas metodologias — os *diagramas de classe*[1] — é similar, sob muitos aspectos, aos diagramas ER. As *operações* em objetos são definidas nos diagramas de classe que, além disso, especificam a estrutura do esquema do banco de dados. As operações podem ser usadas para especificar os *requisitos funcionais* durante o projeto do banco de dados, conforme discutido na Seção 3.1. Na Seção 3.8 apresentaremos algumas notações e conceitos da UML para os diagramas de classe, que são particularmente relevantes para o projeto de um banco de dados, e os comparamos, brevemente, às notações e conceitos de ER. As notações e os conceitos adicionais da UML serão apresentados na Seção 4.6 e no Capítulo 12.

1 Uma **classe** é similar, sob muitos aspectos, a um *tipo entidade*.

Este capítulo está organizado como segue. A Seção 3.1 discute o papel dos modelos de dados de alto nível conceitual no projeto de um banco de dados. Na Seção 3.2 introduziremos os requisitos para uma aplicação de um banco de dados exemplo, a fim de ilustrar o uso dos conceitos do modelo ER. Esse banco de dados exemplo também é usado nos capítulos subseqüentes. Na Seção 3.3 apresentaremos os conceitos de entidades e atributos e, gradualmente, a técnica diagramática para exibir a representação de um esquema ER. Na Seção 3.4 vamos abordar os conceitos de relacionamentos binários, seus papéis e restrições estruturais. Na Seção 3.5, os tipos entidade fraca. A Seção 3.6 mostrará como um esquema é refinado para incluir os relacionamentos. A Seção 3.7 vai rever a notação para diagramas ER, resumindo as decisões de projeto e discutindo como escolher os nomes para a construção do esquema de um banco de dados. A Seção 3.8 introduzirá alguns conceitos de diagramas de classe UML, comparando-os aos do modelo ER e aplicando-os ao mesmo banco de dados exemplo. A Seção 3.9 resume o capítulo.

O material na Seção 3.8 não é obrigatório para um curso introdutório, devendo ser estudado se desejado. Porém, para uma cobertura mais completa dos conceitos de modelagem de dados e de projeto de um banco de dados conceitual, o leitor deverá conhecer o material do Capítulo 4, após concluir o Capítulo 3. O Capítulo 4 descreve as extensões do modelo ER que levam ao modelo ER-Estendido (EER), que inclui conceitos como especialização, generalização, herança e tipos de união (categorias). No Capítulo 4 introduzimos também alguns conceitos adicionais e a notação UML.

3.1 Usando Modelos de Dados de Alto Nível Conceitual para o Projeto de um Banco de Dados

A Figura 3.1 mostra uma descrição simplificada do processo de projeto de banco de dados. O primeiro passo é o **levantamento e análise de requisitos**. Durante essa etapa, o projetista entrevista o possível usuário do banco de dados para entender e documentar seus **requisitos de dados**. O resultado dessa etapa é o registro conciso dos requisitos do usuário. Esses requisitos deveriam ser especificados em um formulário, da forma mais detalhada e completa possível. Em paralelo à especificação dos requisitos de dados, é útil definir os **requisitos funcionais** conhecidos da aplicação. Esses requisitos consistem em **operações** (ou **transações**) definidas pelo usuário que serão empregadas no banco de dados, incluindo as recuperações e atualizações. No projeto de software, é comum o uso de *diagramas de fluxo de dados*, *diagramas de seqüência*, *cenários* e outras técnicas para a especificação de requisitos funcionais. Não discutiremos nenhuma dessas técnicas aqui porque elas são, geralmente, descritas com detalhes em textos de engenharia de software. Daremos uma visão de algumas dessas técnicas no Capítulo 12.

Uma vez que todos os requisitos tenham sido levantados e analisados, o próximo passo é criar um **esquema conceitual** para o banco de dados, utilizando um modelo de dados conceitual de alto nível. Essa fase é chamada **projeto conceitual**. O esquema conceitual é uma descrição concisa dos requisitos de dados dos usuários e inclui descrições detalhadas de tipos entidade, relacionamentos e restrições — são expressos usando os conceitos fornecidos pelo modelo de dados de alto nível. Como esses conceitos não incluem detalhes de implementação, eles são, normalmente, mais fáceis de entender e podem ser empregados na comunicação com os usuários não-técnicos. O esquema conceitual de alto nível também pode ser usado como uma referência para assegurar que todos os requisitos de dados do usuário sejam atendidos e não entrem em conflito. Essa abordagem permite que os projetistas de banco de dados se concentrem na especificação das propriedades do dado, sem se preocupar com os detalhes de armazenamento. Conseqüentemente, é mais fácil apresentarem um bom projeto conceitual do banco de dados.

Durante ou após o projeto do esquema conceitual, as operações básicas do modelo de dados podem ser usadas para especificar as operações de alto nível do usuário, identificadas durante a análise funcional. Servem também para confirmar que o esquema conceitual reúne todos os requisitos funcionais identificados. As modificações no esquema conceitual podem ser feitas se alguns requisitos funcionais não puderem ser especificados usando-se o esquema inicial.

A próxima etapa no projeto do banco de dados é a implementação real do banco de dados utilizando um SGBD comercial. A maioria dos SGBDs comerciais atuais usa um modelo de dados de implementação — como o relacional ou o modelo de banco de dados objeto-relacional — de forma que o esquema conceitual seja transformado de um modelo de dados de alto nível em um modelo de dados de implementação. Essa fase é conhecida como **projeto lógico** ou **mapeamento do modelo de dados**, e o seu resultado é um esquema do banco de dados no modelo de dados de implementação do SGBD.

O último passo é a fase do projeto físico, durante a qual são definidas as estruturas de armazenamento interno, índices, caminhos de acesso e organizações de arquivo para os arquivos do banco de dados. Em paralelo a essas atividades são projetados e implementados os programas de aplicação, como transações do banco de dados correspondentes às especificações de transação de alto nível. No Capítulo 12 discutiremos o processo do projeto de um banco de dados mais detalhadamente.

Neste capítulo apresentaremos apenas os conceitos básicos do modelo ER para o projeto do esquema conceitual. Os conceitos adicionais de modelagem são discutidos no Capítulo 4, quando introduziremos o modelo EER.

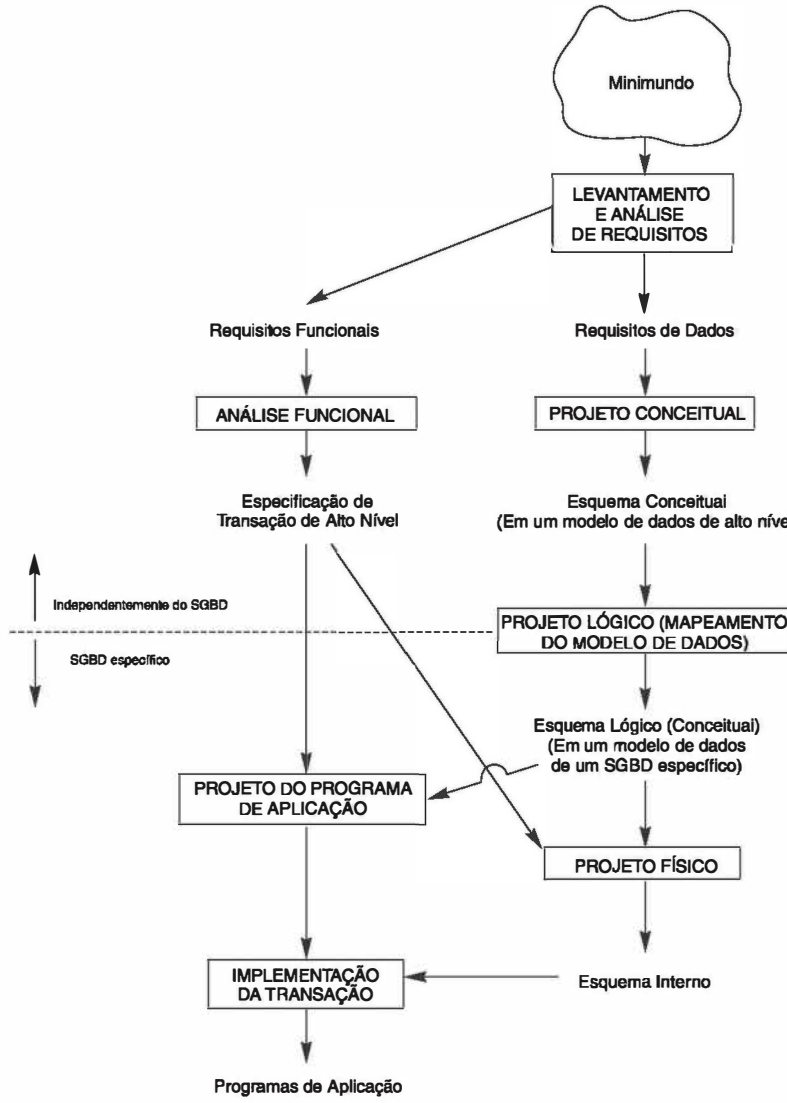


FIGURA 3.1 Um diagrama simplificado para ilustrar as principais fases do projeto de um banco de dados.

3.2 Uma Aplicação Exemplo de Banco de Dados

Nesta seção apresentamos um exemplo de uma aplicação de banco de dados chamado EMPRESA, que serve para ilustrar os conceitos básicos do modelo ER e seu uso no projeto do esquema. Listamos os requisitos para o banco de dados, então criamos o esquema conceitual passo a passo, enquanto introduzimos os conceitos do modelo ER. O banco de dados EMPRESA controla os

empregados da empresa, os departamentos e os projetos. Vamos supor que, após a fase de levantamento e análise dos requisitos, o projetista tenha fornecido a seguinte descrição do 'minimundo' — parte da empresa a ser representada no banco de dados:

1. A empresa está organizada em departamentos. Cada departamento tem um nome único, um número único e um empregado que gerencia o departamento. Temos a data em que o empregado começou a gerenciar o departamento. E este pode ter diversas localizações.
2. Um departamento controla um número qualquer de projetos, cada qual com um único nome, um único número e uma única localização.
3. Armazenamos o nome de cada empregado, o número do seguro social,[2]* endereço, salário, sexo e data de nascimento. Um empregado está alocado a um departamento, mas pode trabalhar em diversos projetos que não são controlados, necessariamente, pelo mesmo departamento. Controlamos o número de horas semanais que um empregado trabalha em cada projeto. Também controlamos o supervisor direto de cada empregado.
4. Queremos ter o controle dos dependentes de cada empregado para fins de seguro. Guardamos o primeiro nome, sexo, data de nascimento de cada dependente, e o parentesco dele com o empregado.

A Figura 3.2 mostra como o esquema para essa aplicação de um banco de dados pode ser representado por meio de notações gráficas — os **diagramas ER**. Descrevemos, passo a passo, o processo de derivação desse esquema a partir dos requisitos declarados, e explicaremos a notação diagramática do ER enquanto introduzimos, na seção seguinte, os conceitos do modelo ER.

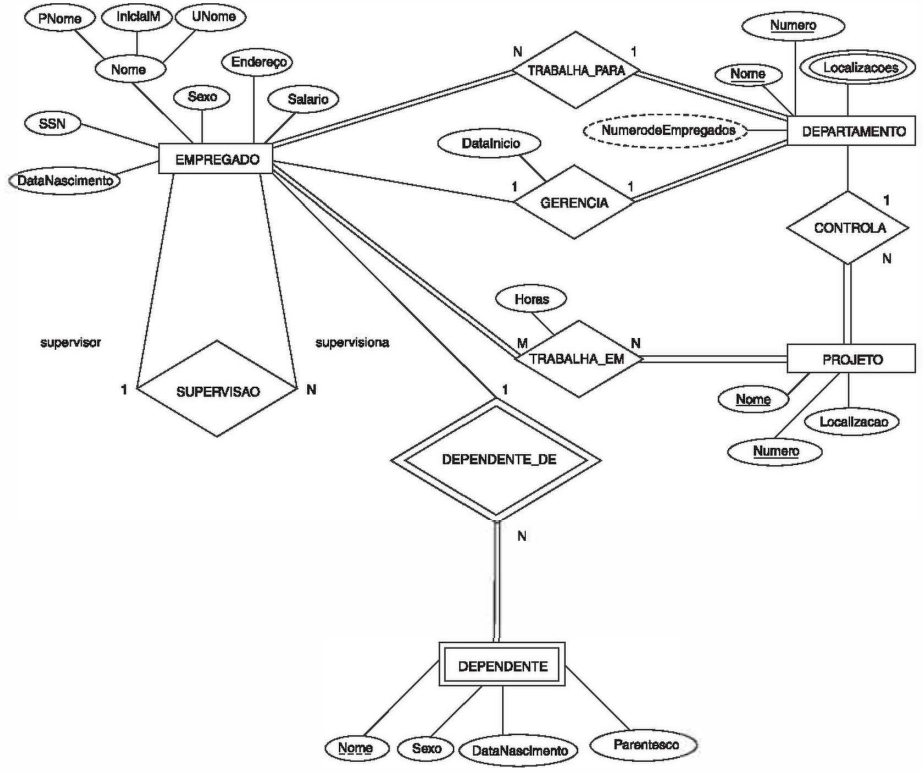


FIGURA 3.2 Um diagrama do esquema ER para o banco de dados EMPRESA.

2 Número do seguro social, ou SSN, é um identificador único de nove dígitos, atribuído a cada indivíduo nos Estados Unidos, para controlar seu emprego, benefícios e taxas. Outros países têm, normalmente, esquemas similares de identificação, como números de cartão de identificação pessoal.

* No Brasil, o CPF é similar ao SSN, entretanto, com função diferente e menos abrangente; manteremos o SSN nos exemplos utilizados. (N. de T.)

3.3 Tipos Entidade, Conjuntos de Entidade e Atributos-chave

O modelo ER descreve os dados como *entidades*, *relacionamentos* e *atributos*. Na Seção 3.3.1 apresentamos os conceitos de entidades e seus atributos. Na Seção 3.3.2 discutimos os tipos entidade e os atributos-chave. E na Seção 3.3.3 definimos o projeto conceitual inicial dos tipos entidade para o banco de dados EMPRESA. Na Seção 3.4 são descritos os relacionamentos.

3.3.1 Entidades e Atributos

Entidades e Seus Atributos. O objeto básico que o modelo ER representa é uma **entidade**, 'algo' do mundo real, com uma existência independente. Uma entidade pode ser um objeto com uma existência física (por exemplo, uma pessoa, um carro, uma casa ou um funcionário) ou um objeto com uma existência conceitual (por exemplo, uma empresa, um trabalho ou um curso universitário).

Cada entidade tem **atributos** — propriedades particulares que a descrevem. Por exemplo, uma entidade empregado pode ser descrita pelo nome do empregado, idade, endereço, salário e trabalho (função). Uma dada entidade terá um valor para cada um de seus atributos. Os valores dos atributos que descrevem cada entidade se tornarão a maior parte dos dados armazenados no banco de dados.

A Figura 3.3 mostra duas entidades e os valores de seus atributos. A entidade empregado e_1 tem quatro atributos: Nome, Endereco, Idade e FoneResidencial; seus valores são 'John Smith', '2311 Kirby, Houston, Texas 77001', '55' e '713-749-2630', respectivamente. A entidade empresa c_1 possui três atributos: Nome, Sede e Presidente. Seus valores são 'Sunco Oil', 'Houston' e 'John Smith', respectivamente.

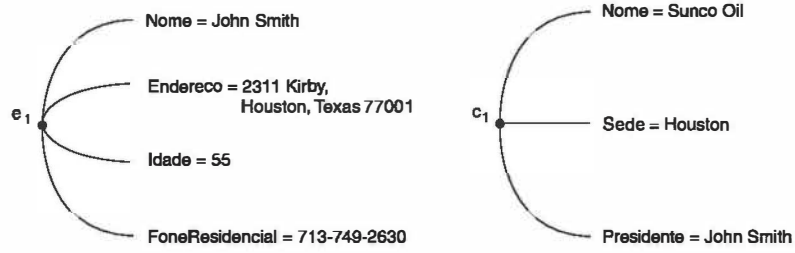


FIGURA 3.3 Duas entidades, empregado e_1 e empresa c_1, e seus atributos.

Diversos tipos de atributos ocorrem no modelo ER: *simples* versus *composto*, *univalorado* versus *multivalorado*, e *armazenado* versus *derivado*. Primeiro, definiremos esses tipos de atributos e os ilustraremos por meio de exemplos. Depois, introduziremos o conceito de *valor null* (nulo) para um atributo.

Atributos Compostos *versus* Simples (Atômicos). Os **atributos compostos** podem ser divididos em subpartes menores, que representam a maioria dos atributos básicos com significados independentes. Por exemplo, o atributo Endereco da entidade empregado, mostrado na Figura 3.3, pode ser subdividido em EnderecoRua, Cidade, Estado e CEP,[3*] com os valores '2311 Kirby', 'Houston', 'Texas' e '77001'. Os atributos que não são divisíveis são chamados **simples** ou **atributos atômicos**. E os atributos compostos podem formar uma hierarquia; por exemplo, EndereçoRua pode ser subdividido, ainda, em três atributos simples: Rua, Número e Apartamento, conforme mostrado na Figura 3.4. O valor de um atributo composto é a concatenação dos valores componentes dos seus atributos simples.

Os atributos compostos são úteis para modelar as situações nas quais o usuário algumas vezes se refere ao atributo como um grupo e, em outras ocasiões, se refere especificamente a um de seus componentes. Se o atributo composto é referenciado apenas como um todo, não há necessidade de subdividi-lo em atributos componentes. Por exemplo, se não é necessário referir-se a um componente individual de um endereço (CEP, rua, e assim por diante), então o endereço pode ser definido como um atributo simples.

3 O *zip code* é o nome usado nos Estados Unidos para um código postal de cinco dígitos.

* Corresponde ao CEP no Brasil, portanto, utilizaremos CEP para designá-lo. (N. de T.)

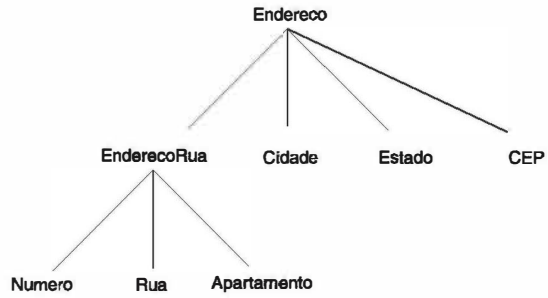


FIGURE 3.4 Uma hierarquia de atributos compostos.

Atributos Monovalorados *versus* Multivalorados. A maioria dos atributos tem um valor único para uma dada entidade; esses atributos são chamados **monovalorados**. Por exemplo, Idade é um atributo monovalorado de uma pessoa. Em alguns casos, um atributo pode ter um conjunto de valores para a mesma entidade — por exemplo, um atributo Cor para um carro ou um atributo Titulação para uma pessoa. Os carros com uma cor têm um valor único, enquanto aqueles com dois tons contêm dois valores para Cor. Da mesma forma, uma pessoa pode não ter um título acadêmico, outra pessoa pode ter um e, uma terceira pessoa, dois ou mais títulos, portanto, pessoas diferentes podem ter *números de valores* diferentes para o atributo Titulação. Esses atributos são chamados **multivalorados**. Um atributo multivalorado deve ter limite inferior e superior para restringir o número de valores permitidos a cada entidade individual. Por exemplo, o atributo Cor de um carro pode ter entre um e três valores, se presumirmos que um carro possa ter, no máximo, três cores.

Atributos Armazenados *versus* Derivados. Em alguns casos, dois (ou mais) valores de atributos estão relacionados — por exemplo, os atributos Idade e DataNascimento de uma pessoa. Para uma entidade pessoa em particular, o valor de Idade pode ser determinado pela data corrente (hoje) e o valor de DataNascimento da pessoa. Portanto, o atributo Idade é chamado **atributo derivado**, e é dito **derivado do** atributo DataNascimento, que, por sua vez, é chamado **atributo armazenado**. Alguns valores de atributos podem ser derivados de *entidades relacionadas*; por exemplo, um atributo NumerodeEmpregados, de uma entidade departamento, pode ser derivado da contagem do número de empregados relacionados (que trabalham) nesse departamento.

Valores *Nulls* (Nulos).* Em alguns casos, determinada entidade pode não ter um valor aplicável a um atributo. Por exemplo, o atributo Apartamento de um endereço se aplica apenas a endereços que estão em edifícios de apartamentos, e não a outros tipos de residência, como as casas. Por analogia, um atributo Titulação só se aplica a pessoas com titulação acadêmica. Para essas situações é criado um valor especial chamado ***null*** (nulo). Um endereço de uma casa teria valor *null* para seu atributo Apartamento, e uma pessoa sem titulação acadêmica teria valor *null* para Titulação. O valor *null* pode ser usado também quando não conhecemos o valor de um atributo para uma entidade em particular; por exemplo, se não soubermos o telefone residencial de 'John Smith', na Figura 3.3. O sentido do primeiro tipo de *null* corresponde a *não aplicável*, ao passo que o sentido do último se refere a *desconhecido*. A categoria 'desconhecido' de *null* pode ser, ainda, classificada em dois casos. O primeiro aparece quando se sabe que o valor do atributo existe mas está *faltando* — por exemplo, se o atributo Altura de uma pessoa é dado como *null*. O segundo caso surge quando *não se sabe* se o valor do atributo existe — por exemplo, se o atributo FoneResidencial de uma pessoa é *null*.

Atributos Complexos. Observa-se que os atributos compostos e multivalorados podem ser aninhados de uma maneira arbitrária. Podemos representar essa organização arbitrária agrupando os componentes de um atributo composto entre parênteses (), separando os componentes por meio de vírgulas e mostrando os atributos multivalorados entre chaves {}. Esses atributos são chamados **atributos complexos**. Por exemplo, se uma pessoa pode ter mais de uma residência e cada uma delas pode ter múltiplos telefones, um atributo EnderecoFone para uma pessoa pode ser especificado como mostrado na Figura 3.5.[4]

---

* O conceito de valor ***null*** corresponde à ausência de valor em português; seria correto, portanto, o uso do termo **nulo**. Entretanto, com o propósito de evitar as freqüentes confusões entre **nulo** e **zero**, manteremos, prioritariamente, o termo em inglês. (N. de T.)

4 Para aqueles familiarizados com XML observaríamos, aqui, que os atributos complexos são similares aos elementos complexos no XML (Capítulo 26).

**{EnderecoFone({Fone(CodigoArea, NumeroFone)},
Endereco(EnderecoRua(Numero, Rua, Apartamento),
Cidade, Estado, CEP))}**

FIGURA 3.5 Um atributo complexo: EnderecoFone.

3.3.2 Tipos Entidade, Conjuntos de Entidades e Conjuntos de Valores*

Tipos Entidade e Conjuntos de Entidade. Um banco de dados contém, geralmente, grupos de entidades que são similares. Por exemplo, uma empresa com centenas de empregados pode querer armazenar informações similares referentes a cada um deles. Essas entidades empregado compartilham os mesmos atributos, mas cada uma delas tem *seu(s) próprio(s) valor(es)* para cada atributo. Um **tipo entidade** define uma *coleção* (ou *conjunto*) de entidades que possuem os mesmos atributos. Cada tipo entidade no banco de dados é descrito por seu nome e atributos. A Figura 3.6 mostra dois tipos entidade, chamados EMPREGADO e EMPRESA, com uma lista de atributos para cada um. Algumas entidades individuais de cada tipo também são apresentadas com os valores de seus atributos. A coleção de todas as entidades de um tipo entidade em particular, em um ponto no banco de dados, é chamada **conjunto de entidades**, que normalmente é chamado pelo mesmo nome do tipo entidade. Por exemplo, EMPREGADO refere-se ao *tipo entidade*, assim como ao atual *conjunto de todas as entidades empregado* no banco de dados.

Um tipo entidade é representado nos diagramas ER[5] (Figura 3.2) como uma caixa retangular, incluindo seu nome. Os nomes dos atributos são colocados em elipses e conectados ao seu tipo entidade por linhas retas. Os atributos compostos são conectados aos seus atributos componentes por linhas retas. Os atributos multivalorados são identificados por elipses duplas.

Um tipo entidade descreve o **esquema** ou **conotação** para um *conjunto de entidades* que possuem a mesma estrutura. O conjunto de entidades de um tipo entidade particular, agrupado em um conjunto, também é chamado **extensão** do tipo entidade.

Atributos-chave de um Tipo Entidade. Uma restrição importante das entidades de um tipo entidade é a **chave** ou **restrição de unicidade** em atributos. Um tipo entidade tem, geralmente, um atributo cujos valores são distintos para cada uma das entidades do conjunto de entidade. Esse atributo é chamado **atributo-chave** e seus valores podem ser usados para identificar cada entidade univocamente.

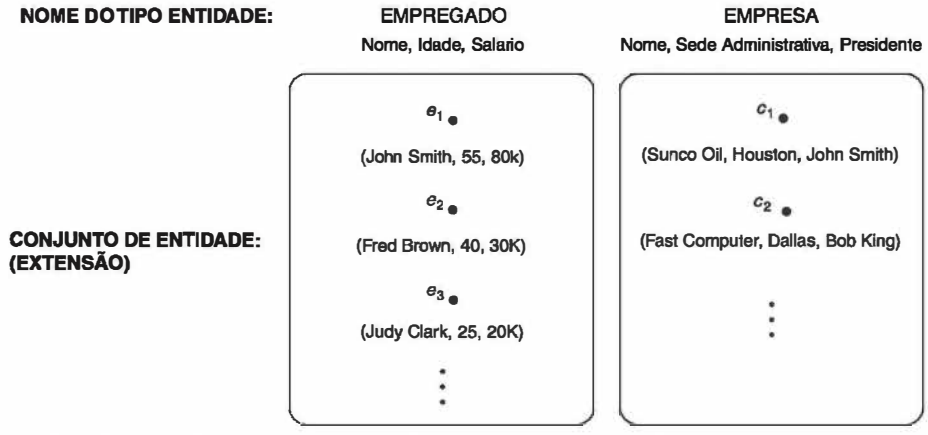


FIGURE 3.6 Dois tipos entidade, EMPREGADO e EMPRESA, e algumas entidades-membro de cada um.

Por exemplo, na Figura 3.6, o atributo Nome é uma chave do tipo entidade EMPRESA, porque não é permitido que duas empresas tenham o mesmo nome. Para o tipo entidade PESSOA, um atributo-chave típico é o NumeroSeguroSocial (SSN).

---

* Utilizamos os termos tipo relacionamento, tipo entidade em vez de tipo *de* relacionamento, tipo *de* entidade. Entendemos que o termo se refere à representação de diferentes abstrações e não a tipos *diferentes* de relacionamentos e entidades, daí a supressão do *de*. Dependendo do contexto, usaremos também os termos entidade ou relacionamento para nos referir a esses tipos. (N. de T.)

5 Estamos usando a notação de diagrama ER próxima à proposta original (Chen, 1976). Infelizmente, muitas outras notações são utilizadas atualmente. Ilustramos algumas delas no Apêndice A e no final deste capítulo, quando apresentaremos o diagrama de classe da UML.

Algumas vezes, diversos atributos juntos formam uma chave, significando que a *combinação* dos valores dos atributos deve ser distinta para cada entidade. Se um conjunto de atributos possuir essa propriedade, a forma adequada de representação no modelo ER, que utilizaremos, será a definição de um *atributo composto* e sua designação como atributo-chave do tipo entidade. Observemos que essa chave composta deve ser *mínima*, isto é, todos os atributos componentes devem ser incluídos no atributo composto para garantir a propriedade da unicidade.[6] Na notação diagramática ER, cada atributo-chave tem seu nome **sublinhado** dentro da elipse, conforme ilustrado na Figura 3.2.

Definir um atributo como chave de um tipo entidade significa que a propriedade de unicidade deve ocorrer para *todo conjunto de entidades* do tipo entidade. Portanto, essa restrição proíbe quaisquer duas entidades de terem, ao mesmo tempo, o mesmo valor para o atributo-chave. Essa não é a propriedade de uma extensão em particular — sem dúvida, é uma restrição de *todas as extensões* do tipo entidade. Essa restrição de chave (e outras restrições que discutiremos adiante) é derivada das restrições do minimundo que o banco de dados representa.

Alguns tipos entidade têm *mais de um* atributo-chave. Por exemplo, cada um dos atributos IDVeiculo e Registro do tipo entidade CARRO (Figura 3.7) é uma chave por si só. O atributo Registro é um exemplo de uma chave composta, formada por dois atributos componentes simples, o NumeroRegistro e Estado — nenhum deles, sozinho, é uma chave. Um tipo entidade pode também *não ter chave*; nesse caso é chamado *tipo entidade fraca* (Seção 3.5).

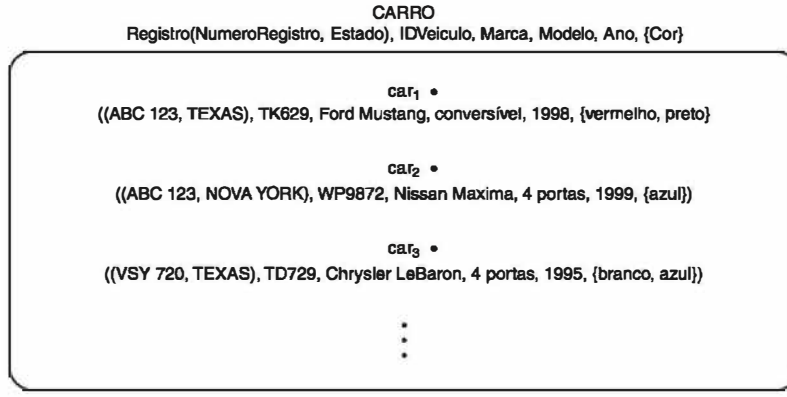


FIGURA 3.7 O tipo entidade CARRO com dois atributos-chave, Registro e IDVeiculo.

Conjuntos de Valores (Domínios) de Atributos. Cada atributo simples de um tipo entidade está associado a um **conjunto de valor** (ou **domínio** de valores), que determina o conjunto de valores válidos para os atributos de cada entidade. Na Figura 3.6, se o limite de idade permitido para os empregados está entre 16 e 70 anos, podemos estabelecer que o conjunto de valores para o atributo Idade, de EMPREGADO, seja o conjunto de números inteiros entre 16 e 70. Por analogia, podemos determinar o conjunto de valores para o atributo Nome como o conjunto de *strings* dos caracteres alfabéticos, separados por caracteres brancos, e assim por diante. Os conjuntos de valores não são mostrados nos diagramas ER. Eles são determinados utilizando-se os **tipos de dados** básicos, disponíveis na maioria das linguagens de programação, como número inteiro, cadeia de caracteres (*strings*), booleano, número real com ponto flutuante, tipo enumerado, subfaixa, e assim por diante. Os tipos adicionais de dados para representar data, hora e outros conceitos também são empregados.

Matematicamente, um atributo A de um tipo entidade E, cujo conjunto de valor é V, pode ser definido como uma **função** de E para o *power set* $P^7(V)$ de V:

$$A : E \rightarrow P(V)$$

Referimo-nos ao valor do atributo A para a entidade e como $A(e)$. A definição prévia cobre ambos os atributos, os monovalorados e os multivalorados, bem como os nulos. Um valor nulo é representado por um *conjunto vazio*. Para atributos monovalorados, $A(e)$ está limitado a ser um *singleton set* para cada entidade e em E, enquanto em atributos[8] multivalorados não

6 Os atributos supérfluos não devem ser incluídos em uma chave, entretanto, uma **superchave** pode contê-los, como será explanado no Capítulo 5.

7 O **power set** P (V) é um conjunto de subconjuntos de V.

8 Um ***singleton set*** é um conjunto com apenas um elemento (valor).

há restrição. Para um atributo composto A, o conjunto de valor V é o produto cartesiano de $P(V_1), P(V_2),..., P(V_n)$, em que $V_1, V_2,..., V_n$ são os conjuntos dos valores componentes dos atributos simples que formam A.

$$V = P(V_1) \times P(V_2) \times \ldots \times P(V_n)$$

3.3.3 Projeto Conceitual Inicial do Banco de Dados EMPRESA

Agora podemos definir os tipos entidade para o banco de dados EMPRESA com base nos requisitos descritos na Seção 3.2. Depois de definirmos os diversos tipos entidade e seus atributos, na Seção 3.4 *refinaremos* nosso projeto após introduzirmos o conceito de relacionamento. Conforme os requisitos apresentados na Seção 3.2 podemos identificar quatro tipos entidade — correspondentes a cada um dos quatro itens da especificação (Figura 3.8):

1. Um tipo entidade DEPARTAMENTO, com os atributos Nome, Numero, Localizacoes, Gerente e DataInicioGerencia. O atributo Localizacoes é o único multivalorado. Nome e Numero são atributos-chave (separados), pois foram definidos como únicos (não existe mais de um com o mesmo valor).
2. Um tipo entidade PROJETO, com os atributos Nome, Numero, Localizacao e DepartamentoControle. Nome e Numero são atributos-chave (separados).
3. Um tipo entidade EMPREGADO, com os atributos Nome, SSN (para o número do seguro social), Sexo, Endereco, Salario, DataNascimento, Departamento e Supervisor. Nome e Endereco podem ser atributos compostos, no entanto, isso não foi especificado nos requisitos. Devemos voltar aos usuários para ver se algum deles vai utilizar os componentes individuais de Nome — PrimeiroNome, InicialMeio, UltimoNome — ou de Endereco.
4. Um tipo entidade DEPENDENTE, com os atributos Empregado, NomeDependente, Sexo, DataNascimento e Parentesco (com o empregado).

DEPARTAMENTO
Nome, Numero{Localizacoes}, Gerente, DataInicioGerencia

PROJETO
Nome, Numero, Localizacao, DepartamentoControle

EMPREGADO
Nome (PNome, InicialM, UNome), SSN, Sexo, Endereco, Salario, DataNascimento, Departamento, Supervisor, {TrabalhaEm (Projeto, Horas)

DEPENDENTE
Empregado, NomeDependente, Sexo, DataNascimento, Parentesco

FIGURA 3.8 Projeto inicial dos tipos entidade para o banco de dados EMPRESA.

Até o momento, não tivemos de representar o fato de um empregado poder trabalhar em diversos projetos ou o número de horas semanais que um empregado trabalha em cada projeto. Essa característica está listada como parte do requisito 3, na Seção 3.2, e pode ser representada por um atributo composto multivalorado de EMPREGADO chamado TrabalhaEm, com os componentes simples (Projeto, Horas). Como alternativa, pode ser representada por um atributo composto multivalorado de PROJETO conhecido como Trabalhadores, com os componentes simples (Empregado, Horas). Escolhemos a primeira alternativa, na Figura 3.8, que mostra os tipos entidade descritos. O atributo Nome, de EMPREGADO, é mostrado como um atributo composto, provavelmente decidido após consulta aos usuários.

3.4 Tipos Relacionamento, Conjuntos de Relacionamentos, Papéis e Restrições Estruturais

Na Figura 3.8 há diversos *relacionamentos implícitos* entre os vários tipos entidade. Quando um atributo de uma entidade refere-se a outra entidade há um relacionamento. Por exemplo, o atributo Gerente, de DEPARTAMENTO, corresponde a um empregado que gerencia o departamento; o atributo DepartamentoControle, de PROJETO, diz respeito ao departamento que controla o projeto; o atributo Supervisor, de EMPREGADO, refere-se a outro empregado (aquele que supervisiona esse empregado); o atributo Departamento, de EMPREGADO, corresponde ao departamento no qual o empregado trabalha, e assim por diante. No modelo ER, essas referências não deveriam ser representadas por atributos, mas por **relacionamentos**, que serão discutidos nesta seção. O

esquema do banco de dados EMPRESA será refinado na Seção 3.6 para representar, explicitamente, os relacionamentos. No projeto inicial dos tipos entidade, os relacionamentos são capturados na forma de atributos. À medida que o projeto é refinado, esses atributos são convertidos em relacionamentos entre as entidades.

A seguir, apresentamos a organização desta seção. A Seção 3.4.1 introduz os conceitos de tipos relacionamento e instâncias de relacionamento. Na Seção 3.4.2 definimos os conceitos de grau de relacionamento, nomes de papéis e relacionamentos recursivos. Na Seção 3.4.3 discutimos as restrições estruturais em relacionamentos — como graus de cardinalidade e dependências existentes. A Seção 3.4.4 mostra como os tipos relacionamento podem, também, ter atributos.

3.4.1 Tipos Relacionamento, Conjuntos e Instâncias

Um **tipo relacionamento** R entre n tipos entidade $E_1, E_2, ..., E_n$ define um conjunto de associações — ou um **conjunto de relacionamentos** — entre essas entidades. Como utilizado em tipos entidade e conjuntos de entidades, um tipo relacionamento e seu conjunto de relacionamentos correspondentes são, habitualmente, referidos pelo *mesmo nome*, R. Matematicamente, o conjunto de relacionamentos R é um conjunto de **instâncias de relacionamento** r_i, em que cada r_i associa-se a n entidades individuais $(e_1, e_2, \ldots, e_n)$, e cada entidade e_j em r_i é um membro do tipo entidade E_j, $1 \leq j \leq n$. Portanto, um tipo relacionamento é uma relação matemática em $E_1, E_2, ..., E_n$; como alternativa, ele pode ser definido como um subconjunto do produto cartesiano $E_1 \times E_2 \times ... \times E_n$. Cada um dos tipos entidade $E_1, E_2, ..., E_n$ é dito **participante** do tipo relacionamento R; analogamente, cada uma das entidade individuais $e_1, e_2, ..., e_n$ é conhecida como participante da instância de relacionamento $r_i = (e_1, e_2, \ldots, e_n)$.

Informalmente, cada instância de relacionamento r_i em R é uma associação de entidades, na qual a associação inclui, exatamente, uma entidade de cada tipo entidade participante. Cada instância de relacionamento r_i representa o fato de as entidades participantes em r_i estarem relacionadas, de alguma forma, à situação do minimundo correspondente. Por exemplo, consideremos um tipo relacionamento TRABALHA_PARA, entre os dois tipos entidade, EMPREGADO e DEPARTAMENTO, que associa cada empregado ao departamento para o qual ele trabalha. Cada instância de relacionamento no conjunto de relacionamento TRABALHA_PARA associa uma entidade empregado a uma entidade departamento. A Figura 3.9 ilustra esse exemplo, em que é mostrada cada instância de relacionamento r_i conectada às entidades empregado e departamento participantes em r_i. No minimundo representado na Figura 3.9, os empregados e_1, e_3 e e_6 trabalham para o departamento d_1; e_2 e e_4 trabalham para d_2; e e_5 e e_7 trabalham para d_3.

Nos diagramas ER, os tipos relacionamento são mostrados como caixas em forma de losango, que são conectadas por linhas retas às caixas retangulares, que representam as entidades participantes. O nome do relacionamento é mostrado na caixa em forma de losango (Figura 3.2).

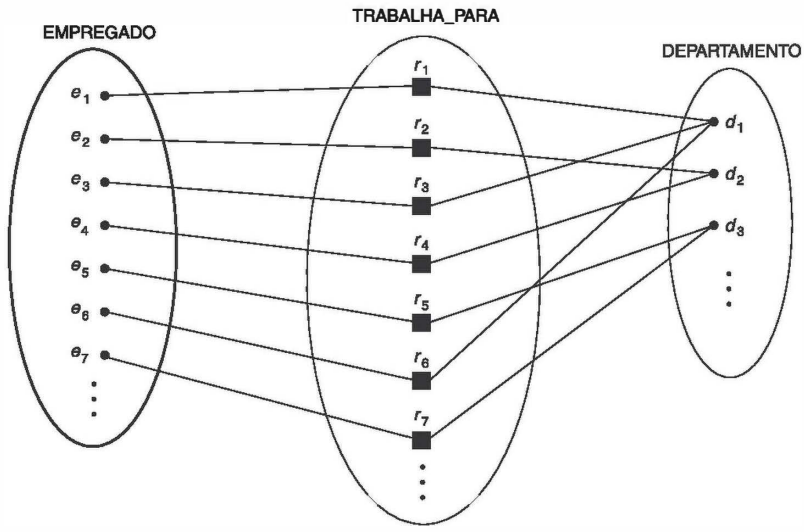


FIGURA 3.9 Algumas instâncias do conjunto de relacionamento TRABALHA_PARA, que representa um tipo relacionamento TRABALHA_PARA entre EMPREGADO e DEPARTAMENTO.

3.4.2 Grau de Relacionamento, Nomes de Papéis e Relacionamentos Recursivos

Grau de um Tipo Relacionamento. O **grau** de um tipo relacionamento é o número de entidades que participam desse relacionamento. Assim, o relacionamento TRABALHA_PARA é de grau dois. Um tipo relacionamento de grau dois é chamado **binário**, e um de grau três, **ternário**. Um exemplo de um relacionamento ternário é FORNECE, mostrado na Figura 3.10, em que cada instância de relacionamento r_i associa-se a três entidades — um fornecedor s, uma peça p e um projeto j — sempre que s fornece peça p ao projeto j. Normalmente, os relacionamentos podem ser de qualquer grau, mas os mais comuns são os relacionamentos binários. Os relacionamentos de grau mais alto são, normalmente, mais complexos que os binários; mais à frente, na Seção 4.7, os caracterizaremos.

Relacionamentos como Atributos. Às vezes, é conveniente pensarmos em um tipo relacionamento em termos de atributos, conforme apresentado na Seção 3.3.3. Consideremos o tipo relacionamento TRABALHA_PARA da Figura 3.9. Pode-se pensar em um atributo chamado Departamento, do tipo entidade EMPREGADO, cujo valor para cada entidade empregado é (uma referência a) a *entidade departamento* para o qual o empregado trabalha. Por isso, o conjunto de valores para esse atributo Departamento é o *conjunto de todas as entidades* DEPARTAMENTO, que é o conjunto de entidades DEPARTAMENTO. Isso é o que fizemos na Figura 3.8, quando especificamos o projeto inicial do tipo entidade EMPREGADO para o banco de dados EMPRESA. Entretanto, quando pensamos em um relacionamento binário como um atributo, sempre temos duas opções. Nesse exemplo, a alternativa é pensar em um atributo Empregados, multivalorado, do tipo entidade DEPARTAMENTO, cujos valores para cada entidade departamento seja o *conjunto de entidades empregado* que trabalha para o departamento. O conjunto de valores para esse atributo Empregados é o *power set* do conjunto de entidade EMPREGADO. Qualquer um desses dois atributos — Departamento de EMPREGADO ou Empregados de DEPARTAMENTO — pode representar o tipo relacionamento TRABALHA_PARA. Se ambos estão representados, eles são, obrigatoriamente, o contrário um do outro.[9]

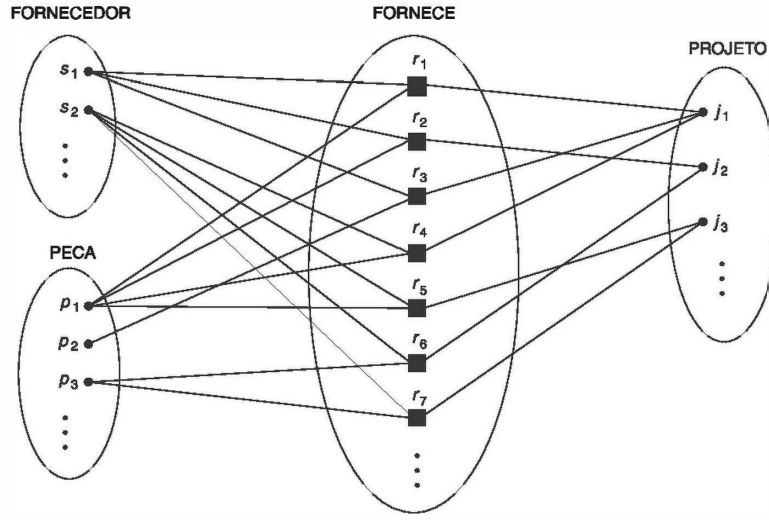


FIGURA 3.10 Algumas instâncias de relacionamento do conjunto de relacionamento ternário FORNECE.

Nomes de Papéis e Relacionamentos Recursivos. Cada tipo entidade que participa de um tipo relacionamento executa um **papel** particular no relacionamento. O **nome do papel** significa o papel que uma entidade participante de um tipo entidade executa em cada instância de relacionamento, e ajuda a explicar o significado do relacionamento. Por exemplo, no tipo relacionamento TRABALHA_PARA, EMPREGADO executa o papel de *empregado* ou *trabalhador*, e DEPARTAMENTO desempenha o papel de *departamento* ou *empregador*.

9 Esse conceito de representação de tipos relacionamento como atributos é usado em uma classe de modelos de dados chamada **modelos funcionais de dados**. Em bancos de dados orientados a objeto (Capítulo 20), os relacionamentos podem ser representados por atributos de referência, cada qual em uma direção, ou em ambas as direções, inversamente. Em bancos de dados relacionais (Capítulo 5), chaves estrangeiras são um tipo de atributo de referência, usadas para representar os relacionamentos.

Os nomes de papéis não são tecnicamente necessários em tipos relacionamento em que todos os tipos entidade participantes são distintos, uma vez que cada nome de tipo entidade participante pode ser usado como o nome do papel. Entretanto, em alguns casos, o *mesmo* tipo entidade participa mais de uma vez em um tipo relacionamento em *papéis diferentes*. Nesses casos, o nome do papel torna-se essencial para definir o sentido de cada participação. Esses tipos relacionamento são chamados **relacionamentos recursivos**. A Figura 3.11 apresenta um exemplo. O tipo relacionamento SUPERVISAO relaciona um empregado a um supervisor, no qual ambas as entidades, empregado e supervisor, são membros do mesmo tipo entidade EMPREGADO. Assim, o tipo entidade EMPREGADO *participa duas vezes* em SUPERVISAO: uma, no papel de *supervisor* (ou *chefe*), e outra, no papel de *supervisionado* (ou *subordinado*). Cada instância de relacionamento r_i em SUPERVISAO associa duas entidades empregado, e_j e e_k, uma das quais executa o papel de supervisor, e a outra, o papel de supervisionado. Na Figura 3.11, as linhas marcadas com '1' representam o papel do supervisor, e as com '2', o papel do supervisionado. Assim, e_1 supervisiona e_2 e e_3, e_4 supervisiona e_6 e e_7, e e_5 supervisiona e_1 e e_4.

3.4.3 Restrições em Tipos Relacionamento

Os tipos relacionamento têm, geralmente, certas restrições que limitam a possibilidade de combinações de entidades que podem participar do conjunto de relacionamentos correspondente. Essas restrições são determinadas pela situação do minimundo que os relacionamentos representam. Por exemplo, na Figura 3.9, se a empresa definiu uma regra em que cada empregado tem de trabalhar para exatamente um departamento, gostaríamos, então, de descrever essa restrição no esquema. Podemos distinguir dois tipos principais de restrições: *razão de cardinalidade* e *participação*.

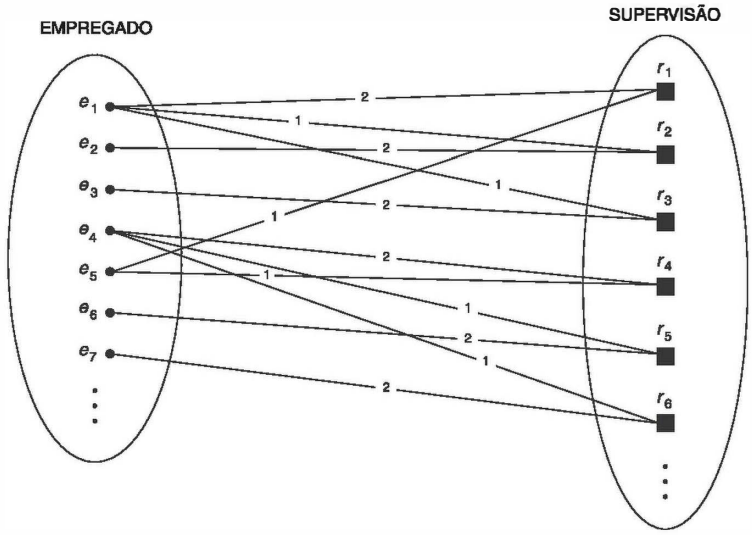


FIGURA 3.11 Um relacionamento recursivo SUPERVISAO entre EMPREGADO, no papel de *supervisor* (1), e EMPREGADO, no papel de *subordinado* (2).

Razões de Cardinalidade para Relacionamentos Binários. A **razão de cardinalidade** para um relacionamento binário especifica o número *máximo* de instâncias de relacionamento em que uma entidade pode participar. Por exemplo, no tipo relacionamento binário TRABALHA_PARA, DEPARTAMENTO:EMPREGADO tem razão de cardinalidade 1:N, significando que cada departamento pode estar relacionado a (isto é, emprega) qualquer número de empregados,[10] mas um empregado pode estar relacionado a (trabalha para) apenas um departamento. As razões de cardinalidade possíveis para os tipos relacionamento binário são 1:1, 1:N, N:1 e M:N.

Um exemplo de um relacionamento binário de 1:1 é GERENCIA (Figura 3.12), que relaciona uma entidade departamento ao empregado que gerencia esse departamento. Isso representa as restrições do minimundo, onde — em um dado momen-

10 N representa *qualquer número* de entidades relacionadas (zero ou mais).

to — um empregado pode gerenciar somente um departamento, e um departamento pode ter apenas um gerente nessa empresa. O tipo relacionamento TRABALHA_EM (Figura 3.13) tem razão de cardinalidade M:N, porque a regra do minimundo é que um empregado pode trabalhar em diversos projetos, e um projeto pode ter diversos empregados.

As razões de cardinalidade para relacionamentos binários são representadas nos diagramas ER pela exibição de 1, M ou N nos losangos, como mostrado na Figura 3.2.

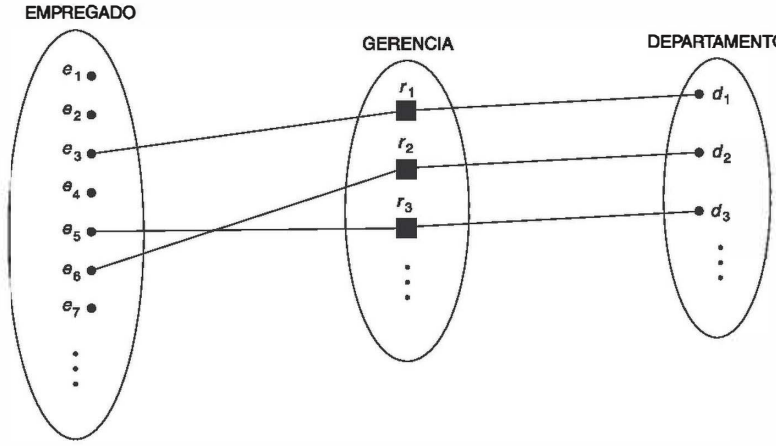


FIGURA 3.12 Um relacionamento GERENCIA 1:1.

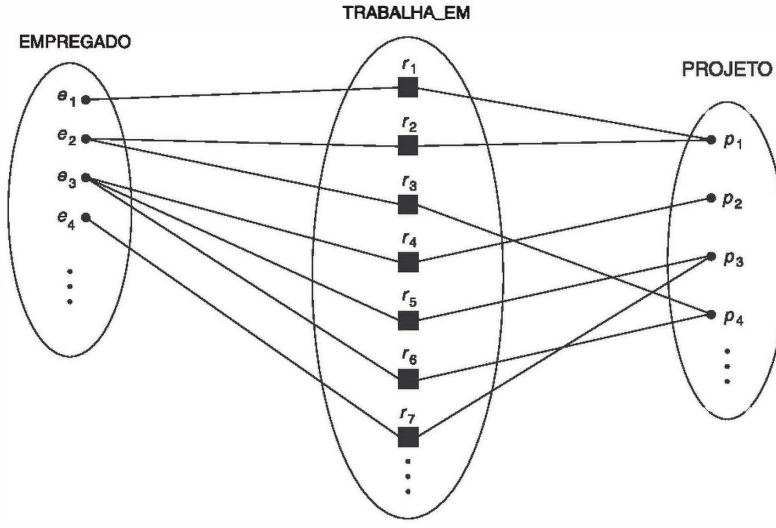


FIGURA 3.13 Um relacionamento TRABALHA_EM, M:N.

Restrições de Participação e Dependências de Existência. A **restrição de participação** determina se a existência de uma entidade depende de sua existência relacionada à outra entidade, pelo tipo relacionamento. Essa restrição determina o número *mínimo* de instâncias de relacionamento em que cada entidade pode participar, e também é chamada **restrição de cardinalidade mínima**. Há dois tipos de restrições de participação — total e parcial — que ilustramos como exemplo. Se uma empresa adota a política de que *todo* empregado deve trabalhar para um departamento, então uma entidade empregado pode existir apenas se participar de, pelo menos, uma instância de relacionamento TRABALHA_PARA (Figura 3.9). Assim, a participação

de EMPREGADO em TRABALHA_PARA é chamada **participação total**, significando que toda entidade no 'conjunto total' de entidades empregadas deve estar relacionada a uma entidade departamento, via TRABALHA_PARA. A participação total também é conhecida como **dependência de existência**. Na Figura 3.12 não esperamos que todo empregado gerencie um departamento; dessa forma, a participação de EMPREGADO no tipo relacionamento GERENCIA é **parcial**, significando que *algumas* ou 'parte do conjunto das' entidades estão relacionadas a algumas entidades departamento, via GERENCIA, mas não necessariamente todas elas. Iremos nos referir à razão de cardinalidade e restrições de participação, juntas, como **restrições estruturais** de um tipo relacionamento.

Nos diagramas ER, a participação total (ou dependência de existência) é exibida como uma *linha dupla* conectada ao tipo entidade participante do relacionamento, enquanto a participação parcial é representada por uma *linha única* (Figura 3.2).

3.4.4 Atributos de Tipos Relacionamento

Os tipos relacionamento também podem ter atributos, similares àqueles dos tipos entidade. Por exemplo, para registrar o número de horas semanais que um empregado trabalha em um determinado projeto, podemos incluir, na Figura 3.13, um atributo Horas para o tipo relacionamento TRABALHA_EM. Outro exemplo seria incluir a data em que o gerente começou a gerenciar o departamento por meio de um atributo DataInicio para o tipo relacionamento GERENCIA da Figura 3.12.

Observamos que os atributos de tipos relacionamento 1:1 ou 1:N podem ser migrados para um dos tipos entidade participantes. Por exemplo, o atributo DataInicio para o relacionamento GERENCIA pode ser um atributo tanto de EMPREGADO como de DEPARTAMENTO, embora conceitualmente pertença à GERENCIA. Isso é porque GERENCIA é um relacionamento 1:1, então, toda entidade departamento ou empregado participa de, *pelo menos*, uma instância do relacionamento. Portanto, o valor do atributo DataInicio pode ser determinado pela entidade departamento ou pela entidade empregado (gerente).

Para um tipo relacionamento 1:N, um atributo do relacionamento pode ser migrado *apenas* para o tipo entidade do lado N do relacionamento. Por exemplo, na Figura 3.9, se o relacionamento TRABALHA_PARA tem também um atributo DataInicio, que indica quando um empregado começou a trabalhar para o departamento — esse atributo pode ser incluído como um atributo de EMPREGADO. Isso porque cada empregado trabalha apenas para um departamento, portanto, participa de pelo menos uma instância de relacionamento de TRABALHA_PARA. Em ambos os tipos relacionamento, 1:1 e 1:N, a decisão de onde o atributo de relacionamento deve ser colocado — quer seja como um atributo do tipo relacionamento, quer seja como um atributo de um tipo entidade participante — é determinada, subjetivamente, pelo projetista do esquema.

Para tipos relacionamento M:N, alguns atributos são determinados pela *combinação de entidades participantes* de uma instância de relacionamento, e não por uma entidade única. Esses atributos *devem ser especificados como atributos de relacionamento*. Um exemplo é o atributo Horas, no relacionamento M:N TRABALHA_EM (Figura 3.13); o número de horas que um empregado trabalha em um projeto é determinado por uma combinação empregado-projeto, e não separadamente por qualquer uma das duas entidades.

3.5 Tipo Entidade Fraca

Tipos entidade que não têm seus próprios atributos-chave são chamados **tipos entidade fraca**. Em contraste, **tipos entidade regular**, que têm um atributo-chave — os quais englobam todos os exemplos discutidos até aqui —, são chamados **tipos entidade forte**. Entidades, que pertencem a um tipo entidade fraca, são identificadas por estarem relacionadas a entidades específicas do outro tipo entidade, por meio da combinação com valores de seus atributos. Chamamos esse outro **tipo entidade identificador** ou **tipo entidade proprietária**,[11] e chamamos o tipo relacionamento entre o tipo entidade fraca e seu tipo proprietário de **relacionamento identificador** do tipo entidade fraca.[12] Um tipo entidade fraca sempre possui uma *restrição de participação total* (dependência de existência) em relação a seu relacionamento identificador, porque uma entidade fraca não poderá ser identificada sem um tipo proprietário. Porém, nem toda a dependência de existência resulta em um tipo entidade fraca. Por exemplo, uma entidade CARTEIRA_HABILITACAO não poderá existir a menos que esteja relacionada a uma entidade PESSOA, embora tenha sua própria chave (NumeroLicenca) e conseqüentemente não seja uma entidade fraca.

Considere o tipo entidade DEPENDENTE, relacionado a EMPREGADO, que é usado para manter o controle dos dependentes de cada empregado por meio de um relacionamento 1:N (Figura 3.2). Os atributos de DEPENDENTE são Nome (o primeiro nome do dependente), DataNascimento, Sexo e Parentesco (com o empregado). Dois dependentes de *dois empregados distintos* poderão ter, por casualidade, os mesmos valores para Nome, DataNascimento, Sexo e Parentesco, mas ainda assim serão entidades distintas. Eles só serão identificados como entidades distintas depois de determinar a *entidade empregado em particular* à

11 O tipo entidade identificador também é chamado algumas vezes **tipo entidade pai** ou **tipo entidade dominante**.

12 O tipo entidade fraca também é chamado, algumas vezes, **tipo entidade filho** ou **tipo entidade subordinada**.

qual cada dependente estiver relacionado. É dito que cada entidade empregado é **proprietária** das entidades dependentes que estão relacionadas a ela.

Um tipo entidade fraca normalmente tem uma **chave parcial**, que é um conjunto de atributos que identifica, de modo exclusivo, as entidades fracas que estão *relacionadas a uma mesma entidade proprietária*.[13] Em nosso exemplo, se assumirmos que nenhum par de dependentes do mesmo empregado poderá ter o mesmo primeiro nome, o atributo Nome de DEPENDENTE será sua chave parcial. No pior caso, o atributo composto por *todos os atributos da entidade fraca* será a chave parcial.

Em diagramas ER, tanto o tipo entidade fraca quanto seu relacionamento identificador serão identificados pela borda dupla no retângulo e no losango (Figura 3.2). O atributo chave parcial será sublinhado por uma linha sólida ou pontilhada.

Algumas vezes, os tipos entidade fraca poderiam ser representados por atributos complexos (compostos, multivalorados). No exemplo precedente, poderíamos especificar um atributo Dependente multivalorado para EMPREGADO que seria um tipo atributo composto por Nome, DataNascimento, Sexo e Parentesco. A escolha de qual representação usar é feita pelo projetista do banco de dados. Um critério que pode ser usado é, se houver muitos atributos, escolher a representação de tipo entidade fraca. Se a entidade fraca participar independentemente de outros tipos relacionamento, além de seu tipo relacionamento identificador, então *não* deveria ser modelada como um atributo complexo.

Em geral, pode ser definido qualquer número de níveis de tipos entidade fraca; um tipo entidade proprietário pode ser um tipo entidade fraca. Além disso, um tipo entidade fraca pode ter mais que um tipo entidade identificador e um tipo relacionamento identificador de grau mais alto que dois, como ilustraremos na Seção 4.7.

3.6 Refinando o Projeto ER para o Banco de Dados Empresa

Poderemos, agora, refinar o projeto de banco de dados da Figura 3.8 mudando os atributos que representam relacionamentos para tipos relacionamento. A razão de cardinalidade e a restrição de participação de cada tipo relacionamento é determinada pelos requisitos listados na Seção 3.2. Se alguma razão de cardinalidade ou dependência não puder ser determinada por meio dos requisitos, os usuários deverão ser consultados para determinar essas restrições estruturais.

Em nosso exemplo, especificamos os tipos relacionamento seguintes:

1. GERENCIA, tipo relacionamento 1:1 entre EMPREGADO e DEPARTAMENTO. A participação de EMPREGADO é parcial. A participação de DEPARTAMENTO não está clara nas exigências. Questionamos os usuários que disseram que um departamento tem de ter sempre um gerente, o que indica participação total.[14] O atributo DataInicio é designado para esse tipo relacionamento.
2. TRABALHA_PARA, um tipo relacionamento 1:N entre DEPARTAMENTO e EMPREGADO. Ambas as participações são totais.
3. CONTROLA, um tipo relacionamento 1:N entre DEPARTAMENTO e PROJETO. A participação de PROJETO é total, a participação de DEPARTAMENTO foi determinada como parcial, depois de consulta aos usuários, indicando que alguns departamentos podem não controlar nenhum projeto.
4. SUPERVISAO, um tipo relacionamento 1:N entre EMPREGADO (no papel de supervisor) e EMPREGADO (no papel de supervisionado). Ambas as participações foram determinadas como parciais, depois que os usuários indicaram que nem todo empregado é um supervisor e nem todo empregado tem um supervisor.
5. TRABALHA_EM, determinado como um tipo relacionamento M:N, com o atributo Horas, depois de os usuários indicarem que um projeto pode alocar vários empregados. Ambas as participações foram determinadas como totais.
6. DEPENDE_DE, um tipo relacionamento 1:N entre EMPREGADO e DEPENDENTE, que também é o relacionamento identificador para o tipo entidade fraca DEPENDENTE. A participação de EMPREGADO é parcial, enquanto a de DEPENDENTE é total.

Depois de especificar os seis tipos relacionamento anteriores, removeremos, dos respectivos tipos entidade da Figura 3.8, todos os atributos que foram refinados em relacionamentos. Englobam: o Gerente e DataInicioGerencia de DEPARTAMENTO; DepartamentoControlador de PROJETO; Departamento, Supervisor, e TrabalhaEm de EMPREGADO; e Empregado de DEPENDENTE. É importante reduzir ao máximo a redundância quando projetamos o esquema conceitual de um banco de dados. Se alguma redundância for desejada no nível de armazenamento ou no nível de visão de usuário, ela poderá ser introduzida depois, conforme discutido na Seção 1.6.1.

---

13 A chave parcial às vezes é chamada **discriminador**.

14 As regras do minimundo que determinam as restrições são, às vezes, chamadas *regras de negócio*, uma vez que são determinadas pelo 'negócio', ou organização, que utilizará o banco de dados.

3.7 Diagramas ER, Convenções de Nomenclatura e Decisões de Projeto

3.7.1 Resumo das Notações para Diagramas ER

As figuras 3.9 a 3.13 ilustram exemplos da participação de tipos entidade em tipos relacionamento exibindo suas extensões — instâncias, em particular, de entidades, e instâncias de relacionamentos nos conjuntos de entidades e nos conjuntos de relacionamentos. Em diagramas ER, a ênfase está na representação do esquema em vez das instâncias. Isso é útil em projetos de banco de dados porque um esquema de banco de dados raramente é alterado, enquanto os conteúdos dos conjuntos de entidades freqüentemente se alteram. Além disso, o esquema é normalmente mais fácil de exibir que toda a extensão de um banco de dados, pois é muito menor.

A Figura 3.2 mostra o **esquema ER do banco de dados** EMPRESA como um **diagrama ER**. Revisaremos agora toda a notação do diagrama ER. Tipos entidade como EMPREGADO, DEPARTAMENTO e PROJETO são mostrados em retângulos. Tipos relacionamento como TRABALHA_PARA, GERENCIA, CONTROLA e TRABALHA_EM são mostrados em losangos unidos aos tipos entidade participantes por linhas cheias. Os atributos são mostrados em elipses, e cada atributo é fixado diretamente a seu tipo entidade ou tipo relacionamento. O atributo componente de um atributo composto é anexado à representação oval do atributo composto, como ilustrado pelo atributo Nome de EMPREGADO. São mostrados atributos multivalorados em elipses duplas, como ilustrado pelo atributo Localização de DEPARTAMENTO. Atributos-chave são sublinhados. Atributos derivados são mostrados em elipses pontilhadas, como ilustrado pelo NumerodeEmpregados, atributo de DEPARTAMENTO.

Tipos entidade fraca são diferenciados por meio de retângulos com bordas duplas e por terem seu relacionamento identificador colocado em losangos com bordas duplas, como ilustrado pelo tipo entidade DEPENDENTE e pelo tipo relacionamento identificador DEPENDE_DE. A chave parcial do tipo entidade fraca é sublinhada com uma linha pontilhada.

Na Figura 3.2 a razão de cardinalidade de cada tipo relacionamento binário é especificada anexando um 1, M ou N a cada linha de participação. A razão de cardinalidade entre DEPARTAMENTO:EMPREGADO em GERENCIA é de 1:1, enquanto é 1:N para DEPARTAMENTO:EMPREGADO em TRABALHA_PARA, e M:N para TRABALHA_EM. A restrição de participação é especificada por uma única linha para participação parcial e por meio de linhas duplas para participação total (dependência de existência).

Na Figura 3.2 mostramos os nomes dos papéis para o tipo relacionamento SUPERVISAO, pois o tipo entidade EMPREGADO faz ambos os papéis naquele relacionamento. Note que a cardinalidade é 1:N de supervisor para supervisionado, porque cada empregado no papel de supervisionado tem, no máximo, um supervisor direto, enquanto um empregado, no papel de supervisor, poderá supervisionar zero ou mais empregados.

A Figura 3.14 resume as convenções para diagramas ER.

3.7.2 Denominação dos Construtores dos Esquemas

Ao projetar um esquema de banco de dados, a escolha dos nomes para tipos entidade, atributos, relacionamentos, tipos e (particularmente) papéis nem sempre é direta. Deveriam ser escolhidos nomes que carregassem, tanto quanto possível, os significados dos diferentes construtores do esquema. Optamos por usar *nomes no singular* para os tipos entidade em vez do plural, porque o nome do tipo entidade se aplica a cada entidade em particular pertencente àquele tipo. Em nossos diagramas ER usaremos como convenção letras maiúsculas para tipos entidade e tipos relacionamento, a primeira letra maiúscula para os nomes dos atributos e letras minúsculas para os nomes dos papéis. Usamos essa convenção na Figura 3.2.

Como prática geral, dada uma descrição narrativa dos requisitos do banco de dados, os *substantivos* do texto tendem a originar nomes de tipos entidade e os *verbos* tendem a indicar nomes de tipos relacionamento. Os nomes dos atributos geralmente surgem de substantivos adicionais que descrevem os substantivos correspondentes aos tipos entidade.

Outra observação sobre a nomenclatura envolve a escolha dos nomes dos relacionamentos binários do esquema ER de modo a torná-los legíveis para a leitura da direita para a esquerda e de cima para baixo. Em geral, seguimos essa recomendação na Figura 3.2. Temos uma exceção nessa convenção na Figura 3.2 — o tipo relacionamento DEPENDENTE_DE é lido de baixo para cima. Quando descrevemos esse relacionamento podemos dizer que as entidades DEPENDENTE (tipo entidade de baixo) são DEPENDENTES_DE (nome do relacionamento) um EMPREGADO (tipo entidade de cima). Para mudar a leitura de cima para baixo, poderíamos denominar o tipo relacionamento como TEM_DEPENDENTE, que se leria como segue: uma entidade EMPREGADO (tipo entidade de cima) TEM_DEPENDENTE (nome do relacionamento) de tipo DEPENDENTE (tipo entidade de baixo). Note que esse problema surge porque cada relacionamento binário pode ser descrito a partir de qualquer um dos dois tipos entidade participantes, como discutido no início da Seção 3.4.

3.7.3 Decisões de Projetos para o Projeto Conceitual ER

Às vezes, é difícil decidir se um determinado conceito no minimundo deveria ser modelado como um tipo entidade, um atributo ou um tipo relacionamento. Nesta seção, daremos um breve resumo das diretrizes sobre qual construtor deveria ser escolhido em situações particulares.

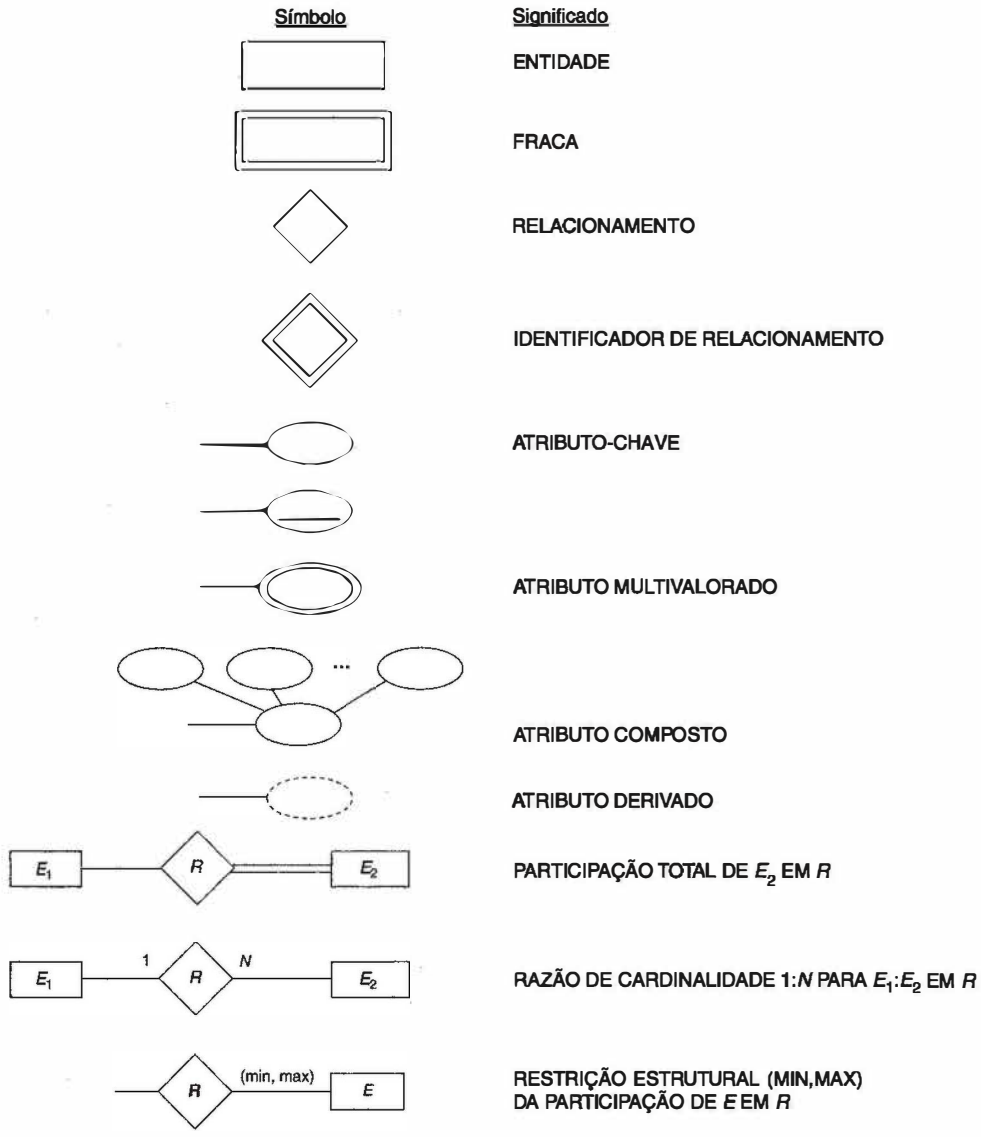


FIGURA 3.14 Resumo da notação para diagramas ER.

Em geral, o processo de projeto do esquema deveria ser considerado um processo iterativo de refinamento, no qual um projeto inicial é criado e então iterativamente refinado até que o projeto mais satisfatório seja alcançado. Alguns dos refinamentos mais freqüentemente usados são:

- Um conceito pode ser modelado primeiro como um atributo, e então pode ser refinado em um relacionamento porque foi determinado que o atributo é uma referência a outro tipo entidade. É comum que um par de tais atributos, que são o inverso um do outro, sejam refinados em um relacionamento binário. Discutiremos esse tipo de refinamento em detalhes na Seção 3.6.
- Analogamente, um atributo existente em vários tipos entidade pode ser promovido ou elevado a um tipo entidade independente. Por exemplo, suponha que vários tipos entidade de um banco de dados UNIVERSIDADE, como ALUNO, INSTRUTOR e CURSO, tenham, cada um, um atributo Departamento no projeto inicial; o projetista poderia criar, então, um tipo entidade DEPARTAMENTO com um único atributo NomeDepto e relacioná-lo aos três tipos entidade (ALUNO, INSTRUTOR e CURSO) por meio de relacionamentos apropriados. Outros atributos/relacionamentos de DEPARTAMENTO poderão aparecer depois.
- Um refinamento inverso para o caso anterior poderá ser aplicado — por exemplo, se um tipo entidade DEPARTAMENTO existir no projeto inicial com um único atributo NomeDepto, e estiver relacionado a somente um tipo entidade, ALUNO. Nesse caso, DEPARTAMENTO pode ser reduzido ou rebaixado a um atributo de ALUNO.
- No Capítulo 4, discutiremos outros refinamentos relativos à especialização/generalização e a relacionamentos de graus mais altos. O Capítulo 12 discute refinamentos adicionais *top-down* (cima-para-baixo) e *bottom-up* (baixo-para-cima), que são comuns em grandes projetos de esquemas conceituais.

3.7.4 Notações Alternativas para Diagramas ER

Há muitas notações diagramáticas alternativas para a exibição de diagramas ER. O Apêndice A dá algumas das notações mais usadas. Na Seção 3.8 introduziremos a notação da Universal Modeling Language (UML — Linguagem de Modelagem Universal) para os diagramas de classe, os quais foram propostos como padrão para a modelagem conceitual de objetos.

Nesta seção, descreveremos uma notação ER alternativa para especificar restrições estruturais em relacionamentos. Essa notação envolve a associação de um par de números inteiros (min, max) a cada *participação* de um tipo entidade E em um tipo relacionamento R, onde $0 \leq \min \leq \max$ e $\max \geq 1$. Os números significam que para cada entidade e em E, e deve participar em pelo menos min e no máximo em max relacionamentos em R a *qualquer tempo*. Nesse método, min = 0 indica participação parcial, enquanto min > 0 indica participação total.

A Figura 3.15 mostra o esquema do banco de dados EMPRESA que usa a notação (min, max).[15] Normalmente, usa-se a notação cardinalidade/linha-simples/linha-dupla *ou* a notação (min, max). A notação (min, max) é mais precisa e podemos usá-la facilmente para especificar restrições estruturais para tipos relacionamento de *qualquer grau*. Porém, isso não é suficiente para a especificação de algumas restrições-chave em relacionamentos de alto grau, como será discutido na Seção 4.7.

A Figura 3.15 também exibe todos os nomes dos papéis para o esquema de banco de dados EMPRESA.

3.8 Notação para Diagramas de Classe UML

A metodologia UML está sendo extensivamente usada em projetos de software e possui vários tipos de diagramas utilizados nesses projetos. Apresentamos brevemente, aqui, apenas os **diagramas de classe** da UML, e os comparamos aos diagramas ER. Sob certos aspectos, os diagramas de classe podem ser considerados uma notação alternativa aos diagramas ER. A notação UML e os conceitos adicionais são apresentados na Seção 4.6 e no Capítulo 12. A Figura 3.16 mostra como o esquema do banco de dados ER EMPRESA, da Figura 3.15, pode ser exibido usando notação UML de diagrama de classe. Os *tipos entidade* da Figura 3.15 são modelados como *classes* na Figura 3.16. Uma *entidade* no ER corresponde a um *objeto* na UML.

Em diagramas de classe UML, uma **classe** é apresentada como uma caixa (Figura 3.16) com três seções: a seção superior fornece o **nome da classe**, a seção do meio os **atributos** para os objetos individuais da classe, e a última seção mostra as **operações** que podem ser aplicadas a esses objetos. Operações *não* são especificadas em diagramas ER. Considere a classe EMPREGADO na Figura 3.16. Seus atributos são Nome, SSN, DataN, Sexo, Endereco e Salario. Opcionalmente, se desejado, o projetista pode especificar o **domínio** de um atributo colocando dois pontos (:) seguidos do nome do domínio ou descrição, conforme ilustrado pelos atributos Nome, Sexo e DataN de EMPREGADO na Figura 3.16. Um atributo composto é modelado como um **domínio estruturado**, segundo ilustrado pelo atributo Nome de EMPREGADO. Um atributo multivalorado será modelado, geralmente, como uma classe separada, conforme ilustrado pela classe LOCALIZACAO, na Figura 3.16.

---

15 Em algumas notações em particular, como as usadas em metodologias de modelagem de objetos, como a UML, o (min, max) é colocado em *lados opostos* aos que mostramos. Por exemplo, para o relacionamento TRABALHA_PARA, da Figura 3.15, o (1,1) estaria no lado de DEPARTAMENTO, e o (4,N) no lado de EMPREGADO. Aqui usamos a notação original de Abrial (1974).

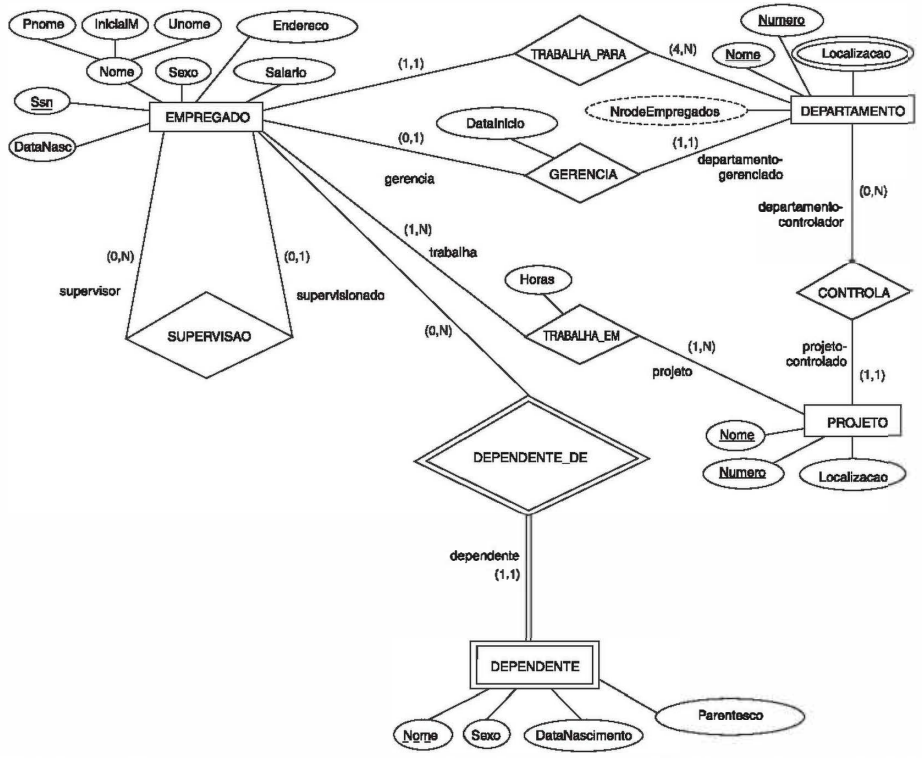


Figura 3.15 Diagrama ER para o esquema EMPRESA. As restrições estruturais são especificadas usando a notação (min,max).

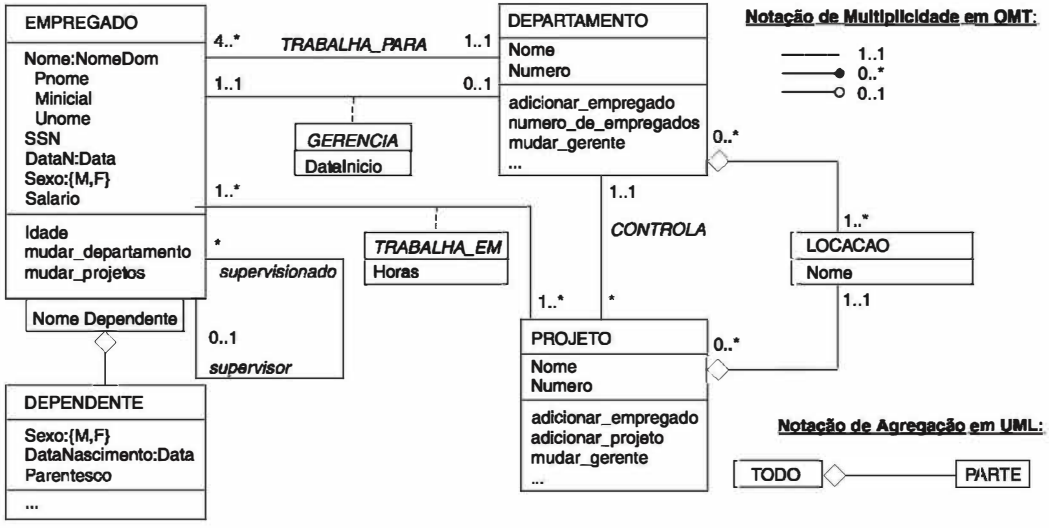


FIGURA 3.16 O esquema conceitual EMPRESA em notação de diagrama de classe UML.

Os tipos relacionamento são chamados **associações** na terminologia UML e as instâncias de relacionamento são conhecidas como **links**. Uma **associação binária** (tipo relacionamento binário) é representada por uma linha conectada às classes participantes (tipos entidade) e pode, opcionalmente, ter um nome. Um atributo de relacionamento, chamado **atributo de link**, é colocado em uma caixa, que está conectada à linha de associação por uma linha tracejada. A notação (min, max), descrita na Seção 3.7.4, é usada para especificar as restrições de relacionamento, que são chamadas **multiplicidades** na terminologia UML. As multiplicidades são especificadas na forma *min..max* e um asterisco (*) indica que não há limite máximo na participação. No entanto, as multiplicidades são colocadas *nas extremidades opostas do relacionamento*, quando comparadas com a notação discutida na Seção 3.7.4 (confrontar com as figuras 3.16 e 3.15). Em UML, um asterisco único indica uma multiplicidade de 0..*, e um 1 único indica uma multiplicidade de 1..1. Um relacionamento recursivo (Seção 3.4.2) é chamado, em UML, de uma **associação reflexiva**, e os nomes de papéis — bem como as multiplicidades — são colocados nas extremidades opostas de uma associação, quando comparados com a colocação dos nomes de papéis na Figura 3.15.

Em UML há dois tipos de relacionamentos: a associação e a agregação. A **agregação** é um meio para representar um relacionamento entre um objeto e suas partes componentes, e possui uma notação diagramática diferente. Na Figura 3.16 modelamos as localizações de um departamento e a localização única de um projeto como agregações. Entretanto, a agregação e a associação não têm propriedades estruturais distintas, e a escolha sobre qual tipo de relacionamento usar é um pouco subjetiva. No modelo ER, ambas são representadas como relacionamentos.

A UML também faz distinção entre as associações (ou as agregações) **unidirecional** e **bidirecional**. No caso unidirecional, a linha que conecta as classes é exibida com uma seta para indicar que é necessária apenas uma direção para acessar os objetos relacionados. Se nenhuma seta for exibida, o caso bidirecional será assumido, pois é o padrão. Por exemplo, se sempre esperamos acessar o gerente de um departamento começando pelo objeto DEPARTAMENTO, desenharíamos a linha de associação representando a associação GERENCIA com uma seta de DEPARTAMENTO para EMPREGADO. Além disso, as instâncias de relacionamento podem ser especificadas para serem **ordenadas**. Por exemplo, podemos especificar que os objetos de empregado relacionados a cada departamento pela associação (relacionamento) TRABALHA_PARA deveriam estar ordenados pelos valores de seu atributo DataN. Os nomes de associação (relacionamento) são *opcionais* na UML, e os atributos de relacionamento são exibidos em uma caixa conectada, por uma linha tracejada, à linha representando a associação/agregação (DataInicio e Horas na Figura 3.16).

As operações em cada classe derivam dos requisitos funcionais da aplicação, conforme discutimos na Seção 3.1. Geralmente é suficiente especificar, de início, os nomes de operação para as operações lógicas que se espera serem aplicadas aos objetos individuais de uma classe, conforme mostrado na Figura 3.16. À medida que o projeto é refinado, mais detalhes são adicionados, como os tipos de argumentos exatos (parâmetros) para cada operação, além da descrição funcional de cada operação. A UML tem *descrições funcionais* e *diagramas de seqüência* para especificar alguns detalhes de operação, mas estes estão além do escopo da nossa discussão. O Capítulo 12 apresentará alguns desses diagramas.

As entidades fracas podem ser modeladas usando-se a construção chamada **associação qualificada** (ou **agregação qualificada)** na UML. Isso permite representar os relacionamentos identificadores e a chave parcial, que é colocada em uma caixa conectada à classe forte. Isso está ilustrado na Figura 3.16 pela classe DEPENDENTE e sua agregação qualificada com EMPREGADO. A chave parcial NomeDependente é chamada **discriminador** na terminologia UML, uma vez que seu valor distingue os objetos associados ao (relacionados ao) mesmo EMPREGADO. As associações qualificadas não estão restritas à modelagem de entidades fraca e podem ser usadas para modelar outras situações em UML.

3.9 Resumo

Neste capítulo apresentamos os conceitos de modelagem presentes em um modelo de dados conceitual de alto nível, o modelo Entidade-Relacionamento (ER). Iniciamos com a discussão do papel que um modelo de dados de alto nível tem no processo de projeto do banco de dados então apresentamos exemplos dos requisitos para o banco de dados EMPRESA, que é um dos exemplos usados no decorrer deste livro. Definimos, então, os conceitos básicos de entidades e atributos do modelo ER. Discutimos os valores *nulls* (*nulos*) e apresentamos os vários tipos de atributos que podem ser aninhados para produzir os atributos complexos:

- Simples ou atômico
- Composto
- Multivalorado

Discutimos também brevemente os atributos armazenados *versus* derivados. Então discutimos os conceitos do modelo ER para o esquema ou 'conotação':

- Tipos entidade e seus conjuntos de entidade correspondentes
- Atributos-chave de tipos entidade
- Conjunto de valores (domínios) de atributos
- Tipos relacionamento e seus conjuntos de relacionamento correspondentes
- Papéis desempenhados pelos tipos entidade nos tipos relacionamento

Apresentamos dois métodos para a especificação de restrições estruturais em tipos relacionamento. O primeiro método distingue dois tipos de restrições estruturais:

- Razões de cardinalidade (1:1, 1:N, M:N para os relacionamentos binários)
- Restrições de participação (total, parcial)

Observamos que uma alternativa, para representar as restrições estruturais, é especificar os números mínimo e máximo (min, max) na participação de cada tipo entidade em um tipo relacionamento. Discutimos tipos entidade fraca e os conceitos relacionados de tipos entidade forte,* identificando tipos relacionamento e atributos-chave parciais.

Os esquemas Entidade-Relacionamento podem ser representados na forma de diagramas ER. Mostramos como projetar um esquema ER para o banco de dados EMPRESA definindo, primeiro, os tipos entidade e seus atributos então refinando o projeto para incluir os tipos relacionamento. Exibimos em seguida o diagrama ER para o esquema do banco de dados EMPRESA. Finalmente, alguns dos conceitos básicos de diagramas de classe UML e como se relacionam com os conceitos do modelo ER.

Os conceitos de modelagem ER que apresentamos até aqui — tipos entidade, tipos relacionamento, atributos-chave e restrições estruturais — podem modelar as aplicações tradicionais de banco de dados para o processamento de dados de empresas. Entretanto, atualmente, as aplicações mais complexas — como projetos de engenharia, sistemas de informações médicas ou telecomunicações — exigem os conceitos adicionais, se desejamos modelá-los com maior exatidão. Discutiremos esses conceitos avançados de modelagem no Capítulo 4. Também nesse capítulo descreveremos os tipos relacionamento ternário e de grau mais alto com mais detalhes, e discutiremos as circunstâncias anteriores, quando são diferenciadas dos relacionamentos binários.

Questões de Revisão

3.1 Discuta o papel do modelo de dados de alto nível no processo de projeto de um banco de dados.

3.2 Liste os vários casos nos quais o uso de um valor *null* (nulo) seria apropriado.

3.3 Defina os seguintes termos: *entidade*, *atributo*, *valor de atributo*, *instância de relacionamento*, *atributo composto*, *atributo multivalorado*, *atributo derivado*, *atributo complexo*, *atributo-chave*, *conjunto de valores (domínio)*.

3.4 O que é um tipo entidade? O que é um conjunto de entidades? Explique as diferenças entre uma entidade, um tipo entidade e um conjunto de entidades.

3.5 Explique a diferença entre um atributo e um conjunto de valores.

3.6 O que é um tipo relacionamento? Explique as diferenças entre uma instância de relacionamento, um tipo relacionamento e um conjunto de relacionamentos.

3.7 O que é um papel de participação? Quando é necessário usar os nomes de papéis na descrição de tipos relacionamento?

3.8 Descreva as duas alternativas para a especificação de restrições estruturais em tipos relacionamento. Quais são as vantagens e desvantagens de cada uma?

3.9 Sob quais condições um atributo de um tipo relacionamento binário pode ser migrado para se tornar um atributo de um dos tipos entidade participantes?

3.10 Quando pensamos em relacionamentos como atributos, quais são os conjuntos de valores desses atributos? Qual classe dos modelos de dados está baseada nesse conceito?

3.11 O que se entende por um tipo relacionamento recursivo? Dê alguns exemplos de tipos relacionamento recursivos.

3.12 Quando o conceito de entidade fraca é usado na modelagem de dados? Defina os termos *tipo entidade forte*, *tipo entidade fraca*, *tipo relacionamento identificador* e *chave parcial*.

---

* O termo *owner* empregado pelo autor seria normalmente traduzido como *proprietário*, entretanto, como em outras ocorrências, optamos pelo termo mais usual no Brasil: *forte*. (N. de T.)

3.13 Um relacionamento identificador de um tipo entidade fraca pode ser de grau maior que dois? Dê exemplos para ilustrar sua resposta.
3.14 Discuta as convenções para a exibição de um esquema ER como um diagrama ER.
3.15 Discuta as convenções utilizadas para os nomes nos diagramas de esquema ER.

Exercícios

3.16 Considere o seguinte conjunto de requisitos para um banco de dados universitário usado para gerar o histórico escolar dos alunos (relatório oficial fornecido pela escola). Este é similar, mas não idêntico, ao banco de dados mostrado na Figura 1.2:
   a. A universidade mantém, para cada aluno, nome, número do aluno, número do seguro social, endereço e telefone atuais, endereço e telefone permanentes, data de nascimento, sexo, turma (calouro, segundanista, ..., graduado), departamento principal, departamento secundário (se houver) e programa de graduação (B.A., B.S., ..., Ph.D). Algumas aplicações de usuários precisam de dados como cidade, estado e CEP do endereço permanente do estudante, além do último nome dele. O número do seguro social e o número do aluno têm valores únicos para cada aluno.
   b. Cada departamento é descrito por um nome, código do departamento, número do escritório, telefone do escritório e faculdade. O nome e código têm valores únicos para cada departamento.
   c. Cada curso tem um nome do curso, descrição, número do curso, número de horas semestrais, nível e departamento responsável. O valor do número do curso é único para cada curso.
   d. Cada disciplina tem um instrutor, semestre, ano, curso e número da disciplina. O número da disciplina distingue as disciplinas do mesmo curso que são lecionadas durante o mesmo semestre/ano; seus valores são 1, 2, 3, ..., até o número total de disciplinas lecionadas durante cada semestre.
   e. Um relatório da graduação contém um aluno, disciplina, letra da graduação e número (0, 1, 2, 3 ou 4).

   Projete um esquema ER para essa aplicação e desenhe um diagrama ER para esse esquema. Especifique os atributos-chave para cada tipo entidade e as restrições estruturais em cada tipo relacionamento. Observe qualquer requisito não especificado e faça as suposições apropriadas para tornar a especificação completa.
3.17 Os atributos compostos e multivalorados podem ser aninhados em qualquer número de níveis. Suponha que queiramos projetar um atributo para o tipo entidade ALUNO para manter o controle de sua educação prévia em outros cursos. Esse atributo terá uma entrada para cada faculdade freqüentada anteriormente, e cada uma dessas entradas será composta pelo nome da faculdade, datas de início e término, entradas dos títulos (graus concedidos pela faculdade, se houver), bem como de histórico escolar (cursos completados na faculdade, se houver). Cada entrada de titulação (grau) contém o nome, o mês e o ano em que foi concedida e cada entrada de histórico inclui nome de curso, semestre, ano e título obtido. Projete um atributo para controlar essa informação. Use as convenções da Figura 3.5.
3.18 Mostre um projeto alternativo para o atributo descrito no Exercício 3.17 que use apenas os tipos entidade (incluindo os tipos entidade fraca, se necessário) e os tipos relacionamento.
3.19 Considere o diagrama ER da Figura 3.17 que mostra um esquema simplificado para as reservas aéreas. Extraia do diagrama ER os requisitos e restrições que produziram esse esquema. Tente ser tão preciso quanto possível na especificação de seus requisitos e restrições.
3.20 Nos capítulos 1 e 2 discutimos o ambiente e os usuários de um banco de dados. Podemos considerar muitos tipos entidade para descrever um ambiente, como SGBD, banco de dados armazenado, DBA e catálogo/dicionário de dados. Tente especificar todos os tipos entidade que podem descrever totalmente um sistema de banco de dados e seu ambiente então especifique os tipos relacionamento entre eles, e desenhe um diagrama ER para descrever o ambiente geral desse banco de dados.
3.21 Projete um esquema ER para o controle de informação sobre os votos coletados na Casa dos Representantes dos Estados Unidos durante as sessões congressionais dos dois anos correntes. O banco de dados necessita controlar o nome de cada Nome ESTADO dos Estados Unidos (por exemplo, Texas, Nova York, Califórnia) e incluir a Região do estado (cujo domínio é {Nordeste, Centro-Oeste, Sudeste, Sudoeste e Oeste}). Cada CONGRESSISTA da Casa de Representantes é descrito pelo Nome dele ou dela, mais o Distrito representado, a DataInicio de quando o congressista foi eleito pela primeira vez, e o Partido político ao qual ele ou ela pertence (cujo domínio é {Republicano, Democrata, Independente, Outro}). O banco de dados mantém o controle de cada PROJETOLEI (isto é, lei proposta), incluindo o NomeProjetoLei, a DatadoVoto no projeto de lei, se o projeto de lei é AprovadoReprovado (cujo domínio é {Sim, Não}) e o Responsável (o(a) congressista, que o propôs). O banco de dados mantém o controle de como cada congressista votou em cada projeto de lei (o do-

mínio do atributo voto é {Sim, Não, Absteve-se, Ausente}). Desenhe um diagrama do esquema ER para essa aplicação. Declare, claramente, qualquer suposição que você faça.

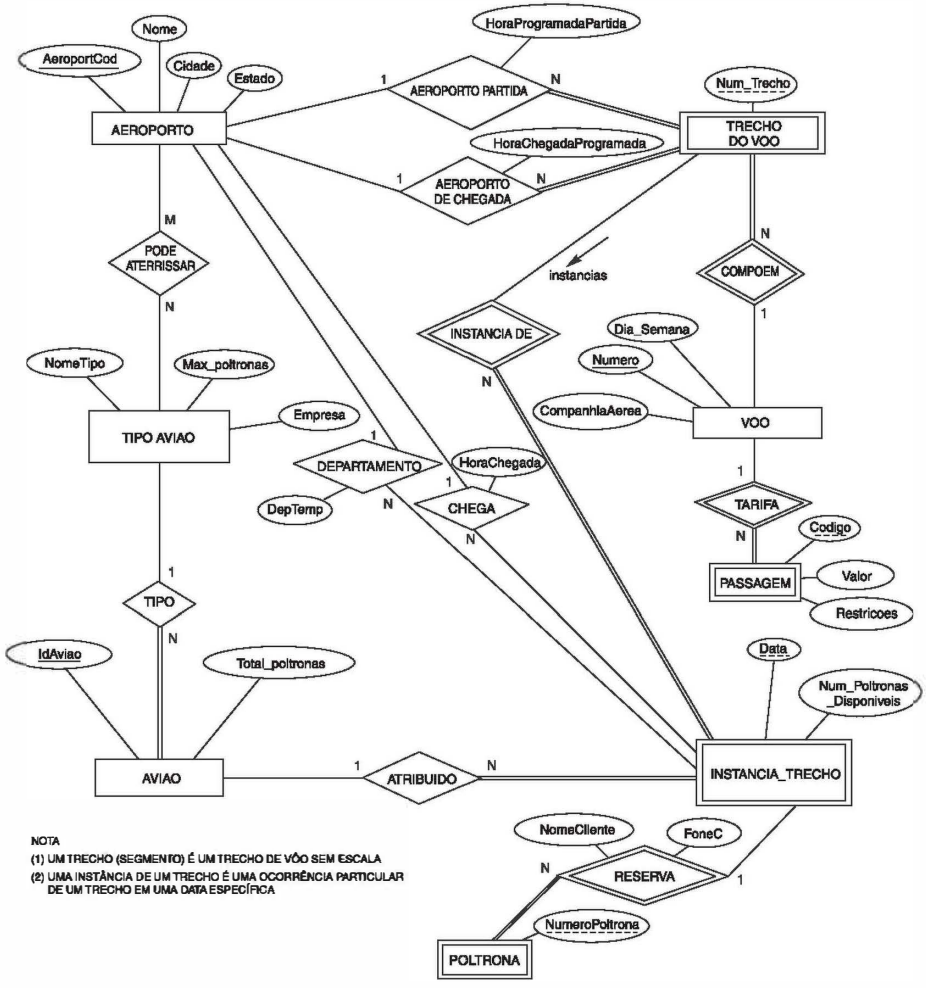


FIGURA 3.17 Um diagrama ER para um esquema de banco de dados COMPANHIA AÉREA.

3.22 Um banco de dados está sendo construído para manter o controle dos times e jogos de uma liga esportiva. Um time tem um número de jogadores, dos quais não são todos que participam de um determinado jogo. Deseja-se controlar os jogadores de cada time, que participam de cada jogo, as posições em que jogam e o resultado do jogo. Projete um diagrama de esquema ER para essa aplicação, declarando quaisquer suposições que você fizer. Escolha seu esporte favorito (por exemplo, futebol, beisebol, futebol americano).

3.23 Considere o diagrama ER mostrado na Figura 3.18 como parte de um banco de dados BANCO. Cada banco pode ter múltiplas agências e cada agência pode conter múltiplas contas e empréstimos.

a. Liste os tipos entidade (não fracas) do diagrama ER.
b. Há um tipo entidade fraca? Se sim, dê o seu nome, chave parcial e o relacionamento identificador.
c. Quais restrições a chave parcial e o relacionamento identificador do tipo entidade fraca especificam nesse diagrama?
d. Liste os nomes de todos os tipos relacionamento e especifique a restrição (min, max) em cada participação de um tipo entidade, em um tipo relacionamento. Justifique suas escolhas.

e. Liste, concisamente, os requisitos do usuário que levaram a esse projeto de esquema ER.
f. Suponha que cada cliente deva ter, pelo menos, uma conta, mas está limitado ao máximo de dois empréstimos de cada vez, e que uma agência bancária não pode ter mais de mil empréstimos. Como fazer as restrições (min, max) para essa situação?

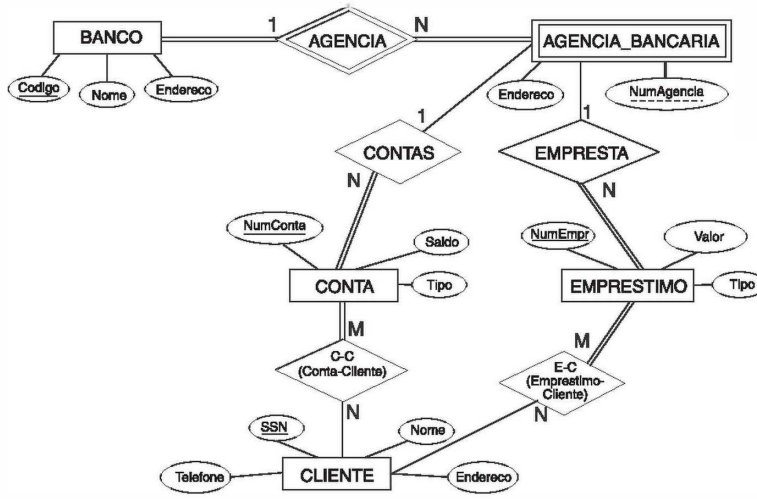


FIGURA 3.18 Um diagrama ER para um esquema de banco de dados BANCO.

3.24 Considere o diagrama ER da Figura 3.19. Suponha que um empregado possa trabalhar em mais de dois departamentos ou possa não estar designado a qualquer departamento. Pressuponha que cada departamento deva ter um e possa ter mais de três números de telefone. Forneça as restrições (min, max) desse diagrama. *Declare, claramente, qualquer suposição adicional que você fizer.* Nesse exemplo, sob quais condições o relacionamento TEM_TELEFONE seria redundante?

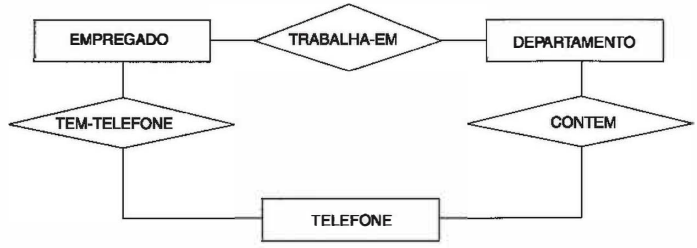


FIGURA 3.19 Parte de um diagrama ER para um banco de dados EMPRESA.

3.25 Considere o diagrama ER da Figura 3.20. Suponha que um curso possa ou não usar um livro didático, mas que um texto, por definição, seja um livro usado em um curso. Um curso não pode usar mais de cinco livros. Os instrutores ensinam em dois a quatro cursos. Forneça as restrições (min, max) desse diagrama. *Declare, claramente, qualquer suposição adicional que você fizer.* Se adicionarmos o relacionamento ADOTA entre INSTRUTOR e TEXTO, quais restrições (min, max) você colocaria nele? Por quê?

3.26 Leve em consideração um tipo entidade DISCIPLINA em um banco de dados UNIVERSIDADE, que descreve as disciplinas oferecidas nos cursos. Os atributos de DISCIPLINA são NumeroDisciplina, Semestre, Ano, NumeroCurso, Instrutor, NumSala (onde a disciplina é ensinada), Predio (onde a disciplina é ensinada), DiasUteis (o domínio é a combinação possível de dias úteis nos quais uma disciplina pode ser oferecida {SEGQUASEX, SEGQUA, TERQUI etc.}) e Horas (o domínio é todo o período possível durante o qual as disciplinas são oferecidas {9-9:50 A.M., 10-10:50 A.M., ..., 3:30-4:50 P.M., 5:30-6:20 P.M. etc.}). Presuma que NumeroDisciplina seja único para cada curso, em uma combinação semestre/ano em particu-

lar (isto é, se um curso é oferecido várias vezes em um semestre em particular, as disciplinas oferecidas são numeradas 1, 2, 3 etc.). Há diversas chaves compostas para DISCIPLINA, e alguns atributos são componentes de mais de uma chave. Identifique três chaves compostas e mostre como elas podem ser representadas em um diagrama de esquema ER.

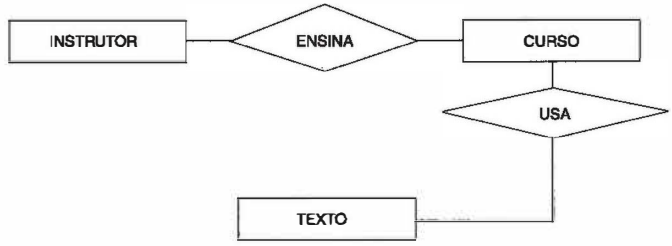
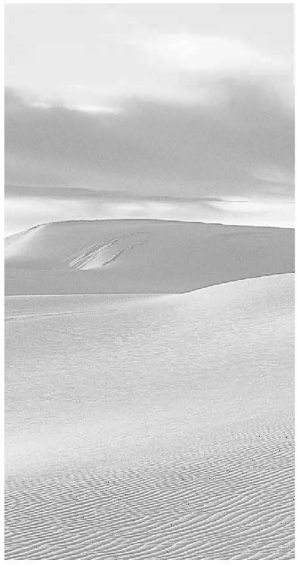


FIGURA 3.20 Parte de um diagrama ER para um banco de dados CURSOS.

Bibliografia Selecionada

O modelo Entidade-Relacionamento foi introduzido por Chen (1976) e em trabalhos relacionados em Schmidt e Swenson (1975), Wiederhold e Elmasri (1979), e Senko (1975). Desde essa época, numerosas modificações têm sido sugeridas ao modelo ER. Temos incorporado algumas delas em nossas apresentações. As restrições estruturais em relacionamentos são discutidas em Abrial (1974), Elmasri e Wiederhold (1980), e Lenzerini e Santucci (1983). Os atributos compostos e multivalorados são incorporados ao modelo ER em Elmasri *et al.* (1985). Embora não tenhamos discutido as linguagens para o modelo entidade-relacionamento e suas extensões, tem havido diversas propostas para linguagens. Elmasri e Wiederhold (1981) propuseram a linguagem de consulta GORDAS para o modelo ER. Outra linguagem de consulta ER foi proposta por Markowitz e Raz (1983). Senko (1980) apresenta uma linguagem de consulta para o modelo DIAM, de Senko. Um conjunto formal de operações chamado álgebra ER foi exposto por Parent e Spaccapietra (1985). Gogolla e Hohenstein (1991) proporcionaram outra linguagem formal para o modelo ER. Campbell *et al.* (1985) forneceram um conjunto de operações ER e mostraram que elas são relacionalmente completas. Uma conferência para a disseminação de resultados de pesquisas relacionadas ao modelo ER tem acontecido desde 1979. A conferência, agora conhecida como a Conferência Internacional sobre a Modelagem Conceitual, aconteceu em Los Angeles (ER 1979, ER 1983, ER 1997), Washington, D.C. (ER 1981), Chicago (ER 1985), Dijon, França (ER 1986), Nova York (ER 1987), Roma (ER 1988), Toronto (ER 1989), Lausanne, Suíça (ER 1990), San Mateo, Califórnia (ER 1991), Karlsruhe, Alemanha (ER 1992), Arlington, Texas (ER 1993), Manchester, Inglaterra (ER 1994), Brisbane, Austrália (ER 1995), Cottbus, Alemanha (ER 1996), Cingapura (ER 1998), Salt Lake City, Utah (ER 1999), Yokohama, Japão (ER 2001) e Tampere, Finlândia (ER 2002). A última conferência foi realizada em Chicago em outubro de 2003.



4

Modelagem com Entidade-Relacionamento Estendido e UML

Os conceitos de modelagem ER discutidos no Capítulo 3 são suficientes para a representação de muitos esquemas para as aplicações de bancos de dados "tradicionais", que incluem, principalmente, as aplicações de processamento de dados no comércio e na indústria. Desde o final dos anos 70, entretanto, os projetistas de bancos de dados têm tentado projetar esquemas de bancos de dados mais exatos, que reflitam as propriedades e as restrições dos dados mais precisamente. Isso foi particularmente importante nas recentes aplicações da tecnologia de banco de dados, como os bancos de dados para o projeto de engenharia e manufatura (CAD/CAM[1]), telecomunicações, sistemas de software complexos e Sistemas de Informação Geográfica — Geographic Information Systems (GIS), entre muitas outras. Esses tipos de bancos de dados têm requisitos mais complexos que a maioria das aplicações tradicionais. Isso levou ao desenvolvimento de conceitos adicionais de *modelagem semântica de dados*, que foram incorporados aos modelos de dados conceituais, como o modelo ER. Vários modelos semânticos de dados têm sido propostos na literatura. Muitos desses conceitos também foram desenvolvidos independentemente, em áreas relacionadas da ciência da computação, como nas áreas de **representação do conhecimento** da inteligência artificial e de **modelagem de objeto** da engenharia de software.

Neste capítulo, descreveremos os aspectos que têm sido propostos para modelos semânticos de dados e mostraremos como o modelo ER pode ser expandido para incluir esses conceitos, levando ao modelo[2*] **ER estendido** ou **EER**. Começaremos na Seção 4.1 pela incorporação de conceitos de *relacionamentos de classes/subclasses* e *tipo de herança* no modelo ER. Então, na Seção 4.2, adicionaremos os conceitos de *especialização* e *generalização*. Na Seção 4.3 discutiremos os vários tipos de *restrições* à especialização/generalização, e na Seção 4.4 mostraremos como a construção UNIÃO pode ser modelada pela inclusão do conceito de *categoria* no modelo EER. A Seção 4.5 apresenta um exemplo de um esquema do banco de dados UNIVERSIDADE no modelo EER, e resume os conceitos do modelo EER, fornecendo definições formais.

Na Seção 4.6 apresentaremos, então, a notação do diagrama de classes UML e os conceitos para a representação de especialização e generalização, e os comparamos, brevemente, aos conceitos e notação EER. Esta será uma continuação da Seção 3.8, que apresentou uma notação básica do diagrama de classe UML.

A Seção 4.7 discute algumas das mais complexas questões envolvidas na modelagem de relacionamentos ternários e graus superiores. Na Seção 4.8 discutiremos as abstrações fundamentais que são usadas como base para muitos modelos semânticos de dados. A Seção 4.9 resume o capítulo.

---

1 CAD/CAM significa projeto auxiliado por computador (CAD — *computer-aided design*)/manufatura auxiliada por computador (CAM — *computer-aided manufacturing*).

2 EER também tem sido chamado ER Expandido.

* Cabe comentar para essa nota que, em inglês, há duas grafias para EER: Enhanced ER (ER melhorado, incrementado) e Extended ER (ER estendido, aumentado); usaremos ER Estendido. (N. de T.)

Para uma introdução detalhada de modelagem conceitual, o Capítulo 4 deve ser considerado uma continuação do Capítulo 3. Entretanto, se for desejada apenas uma introdução básica à modelagem ER, este capítulo pode ser omitido. Alternativamente, o leitor pode optar pular algumas, ou todas, as seções finais deste capítulo (seções 4.4 até 4.8).

4.1 Subclasses, Superclasses e Herança

O modelo EER (ER Estendido) engloba todos os conceitos de modelagem do modelo ER que foram apresentados no Capítulo 3. Além disso, inclui os conceitos de **subclasse** e **superclasse** e os conceitos relacionados de **especialização** e **generalização** (seções 4.2 e 4.3). Outro conceito incluído no modelo EER é o de uma **categoria** ou **tipo de união** (Seção 4.4), que é usado para representar uma coleção de objetos correspondente à *união* de objetos de diferentes tipos entidade. Associado a esses conceitos está o importante mecanismo de **herança de atributo e relacionamento**. Infelizmente, não existe terminologia-padrão para esses conceitos, então usaremos a mais comum. A terminologia alternativa é dada nas notas de rodapé. Descreveremos também uma técnica diagramática para a exibição desses conceitos quando aparecerem em um esquema EER. Chamamos os diagramas do esquema resultante ER **estendido** ou **diagramas EER**.

O primeiro conceito do modelo EER que estudaremos é o de uma **subclasse** de um tipo entidade. Conforme discutimos no Capítulo 3, um tipo entidade é usado para representar tanto um *tipo entidade* como o *conjunto de entidades* ou *coleção de entidades daquele tipo* existente no banco de dados. Por exemplo, o tipo entidade EMPREGADO descreve o tipo (isto é, os atributos e os relacionamentos) de cada entidade empregado e também se refere ao conjunto corrente das entidades EMPREGADO do banco de dados EMPRESA. Em muitos casos, um tipo entidade tem numerosos subgrupos dessas entidades, que são significativos e que necessitam ser representados explicitamente, em virtude de sua importância para a aplicação do banco de dados. Por exemplo, as entidades que são membros do tipo entidade EMPREGADO podem ser posteriormente agrupadas em SECRETARIA, ENGENHEIRO, GERENTE, TECNICO, EMPREGADO_ASSALARIADO, EMPREGADO_HORISTA, e assim por diante. O conjunto de entidades de cada um desses grupos é um subconjunto das entidades que pertencem ao conjunto de entidades EMPREGADO, significando que toda entidade, que é um membro de um desses subgrupos, é também um empregado. Chamamos cada um desses subgrupos uma **subclasse** do tipo entidade EMPREGADO, e o tipo entidade EMPREGADO é conhecido como **superclasse** para cada uma dessas subclasses. A Figura 4.1 mostra como representar diagramaticamente esses conceitos nos diagramas EER.

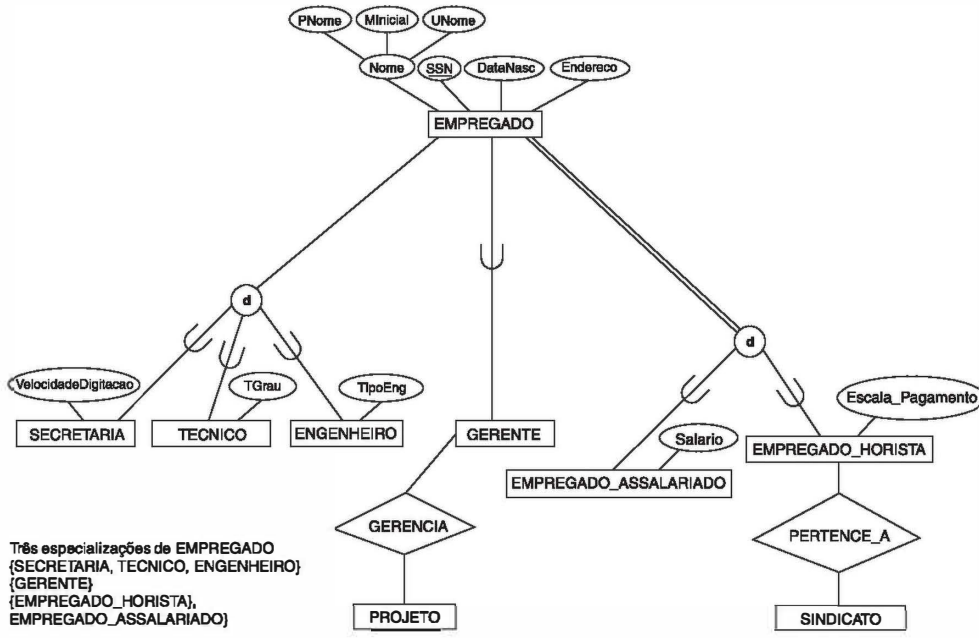


FIGURA 4.1 Notação de diagrama EER para representar as subclasses e a especialização.

Chamamos o relacionamento entre uma superclasse e qualquer uma de suas subclasses **relacionamento superclasse/subclasse** ou simplesmente **classe/subclasse**[3]. Em nosso exemplo anterior, EMPREGADO/SECRETARIA e EMPREGADO/TÉCNICO são dois relacionamentos classe/subclasse. Observe que uma entidade membro de uma subclasse representa a *mesma entidade do mundo real*, como qualquer membro da superclasse; por exemplo, uma entidade SECRETARIA 'Joan Logano' é também o EMPREGADO 'Joan Logano'. Por isso, o membro da subclasse é a mesma entidade da superclasse, mas em um *papel específico*, distinto. Entretanto, quando implementamos um relacionamento superclasse/subclasse em um sistema de banco de dados, podemos representar um membro de uma subclasse como um objeto distinto no banco de dados — digamos, outro registro relacionado à sua entidade superclasse pelo atributo-chave. Na Seção 7.2 discutiremos as várias opções para a representação de relacionamentos superclasse/subclasse em bancos de dados relacionais.

Uma entidade não pode existir em um banco de dados apenas por ser membro de uma subclasse; ela precisa ser também membro de uma superclasse. Assim, uma entidade pode ser incluída opcionalmente como membro de várias subclasses. Por exemplo, um empregado assalariado, que também é um engenheiro, pertence às duas subclasses, ENGENHEIRO e EMPREGADO_ASSALARIADO, do tipo entidade EMPREGADO. Entretanto, não é necessário que toda entidade de uma superclasse seja também membro de alguma subclasse.

Um importante conceito associado a subclasses é o de **tipo de herança**. Recordemos que o *tipo* de uma entidade é definido pelos atributos que ela possui e pelos tipos relacionamento dos quais participa. Como uma entidade de uma subclasse representa a mesma entidade do mundo real da superclasse, ela deve possuir valores para seus atributos específicos, *bem como* valores para seus atributos como membro da superclasse. Dizemos que uma entidade, que é um membro de uma subclasse, **herda** todos os atributos da entidade como um membro da superclasse. A entidade também herda todos os relacionamentos dos quais a superclasse participa. Note que uma subclasse, com seus próprios atributos e relacionamentos específicos (ou locais), e com todos os atributos e relacionamentos que ela herda da superclasse, pode ser considerada um *tipo entidade* em seu senso estrito.[4]

4.2 Especialização e Generalização

4.2.1 Especialização

A **especialização** é o processo de definir um *conjunto de subclasses* de um tipo entidade; esse tipo entidade é chamado **superclasse** da especialização. O conjunto de subclasses que forma uma especialização é definido com base em algumas características de distinção das entidades da superclasse. Por exemplo, o conjunto de subclasses {SECRETARIA, ENGENHEIRO, TECNICO} é uma especialização da superclasse EMPREGADO, que distingue cada entidade empregado com base em seu *tipo de trabalho*. Podemos ter diversas especializações para o mesmo tipo entidade, baseadas nas diferentes características que as distinguem. Por exemplo, outra especialização do tipo entidade EMPREGADO pode produzir o conjunto de subclasses {EMPREGADO_ASSALARIADO, EMPREGADO_HORISTA}; essa especialização distingue os empregados com base na *forma de pagamento*.

A Figura 4.1 mostra como representamos, diagramaticamente, uma especialização em um diagrama EER. As subclasses que definem uma especialização estão ligadas por linhas a um círculo que representa a especialização, o qual está conectado à superclasse. O *símbolo do subconjunto* em cada linha conectando uma subclasse ao círculo indica a direção do relacionamento[5] superclasse/subclasse. Os atributos que se aplicam apenas às entidades de uma subclasse em particular — tais como VelocidadeDigitacao de SECRETARIA — são ligados ao retângulo que representa essa subclasse. Esses são chamados **atributos específicos** (ou **atributos locais**) da subclasse. Similarmente, uma subclasse pode participar de **tipos relacionamento específicos**, como a subclasse EMPREGADO_HORISTA, participante do relacionamento PERTENCE_A da Figura 4.1. Em breve explicaremos o símbolo **d** nos círculos da Figura 4.1 e notações adicionais do diagrama EER.

A Figura 4.2 mostra algumas instâncias de entidade que pertencem às subclasses de especialização {SECRETARIA, ENGENHEIRO, TECNICO}. Novamente, observe que uma entidade que pertence a uma subclasse representa *a mesma entidade do mundo real* que a entidade conectada a ela na superclasse EMPREGADO. Embora idêntica, a mesma variável é mostrada duas vezes; por exemplo, na

---

3 Um relacionamento classe/subclasse é freqüentemente chamado **relacionamento IS-A** (ou **IS-na – E-UM**) por causa da forma como nos referimos ao conceito. Dizemos "uma SECRETARIA é um EMPREGADO", "um TECNICO é um EMPREGADO", e assim por diante.

4 Em algumas linguagens de programação orientadas a objeto, uma restrição comum é que uma entidade (ou objeto) tenha *apenas um tipo*. Em geral, isso é muito restritivo para a modelagem conceitual de banco de dados.

5 Existem muitas notações alternativas para a especialização. Na Seção 4.6 apresentaremos a notação UML, e no Apêndice A, outras notações propostas.

Figura 4.2, e_1 é mostrada tanto em EMPREGADO quanto em SECRETARIA. Como a figura sugere, o relacionamento superclasse/subclasse entre EMPREGADO/SECRETARIA deve ser um relacionamento 1:1 *em nível de instância* (Figura 3.12).

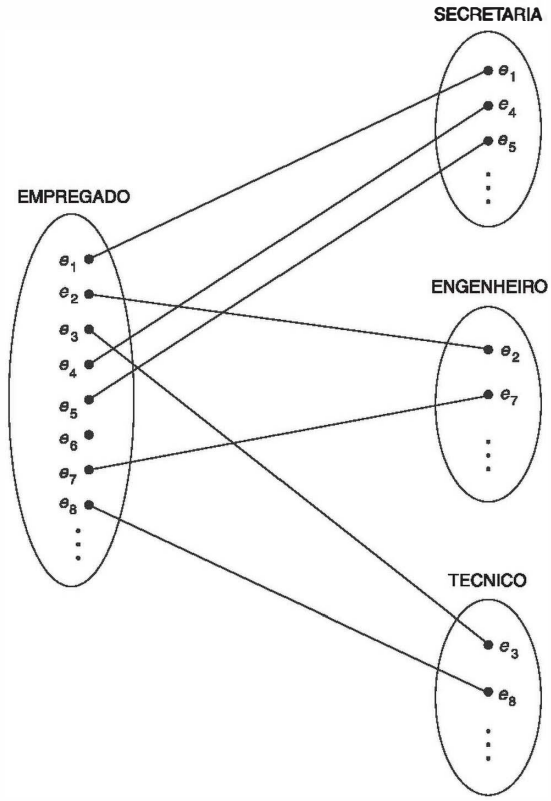


FIGURA 4.2 Instâncias de uma especialização.

A principal diferença é que, em um relacionamento 1:1, *duas entidades distintas* estão relacionadas, enquanto em um relacionamento superclasse/subclasse, a entidade da subclasse é a mesma do mundo real que a entidade da superclasse, mas desempenhando um *papel especializado* — por exemplo, um EMPREGADO especializado no papel de SECRETARIA ou um EMPREGADO especializado no papel de TECNICO.

Há, principalmente, duas razões para incluir relacionamentos classe/subclasse e especializações em um modelo de dados. A primeira é que certos atributos podem ser usados em algumas, mas não em todas as entidades da superclasse. Uma subclasse é definida de forma a agrupar as entidades para as quais esses atributos se aplicam. Os membros da subclasse podem, ainda, compartilhar a maioria de seus atributos com outros membros da superclasse. Por exemplo, na Figura 4.1, a subclasse SECRETARIA tem o atributo específico VelocidadeDigitacao, ao passo que a subclasse ENGENHEIRO possui o atributo específico TipoEng, mas SECRETARIA e ENGENHEIRO compartilham outros atributos herdados do tipo entidade EMPREGADO.

A segunda razão para usar as subclasses é que apenas as entidades que sejam membros de alguma subclasse possam participar de algum tipo relacionamento. Por exemplo, se apenas os EMPREGADOS_HORISTAS podem pertencer a um sindicato, podemos representar esse fato criando a subclasse EMPREGADO_HORISTA de EMPREGADO, e relacionar a subclasse a um tipo entidade SINDICATO, por meio do tipo relacionamento PERTENCE_A, conforme ilustrado na Figura 4.1.

Em resumo, o processo de especialização nos permite fazer o seguinte:

- Definir um conjunto de subclasses de um tipo entidade.
- Estabelecer atributos específicos adicionais para cada subclasse.
- Estabelecer tipos relacionamento adicionais específicos entre cada subclasse e outros tipos entidade, ou outras subclasses.

4.2.2 Generalização

Podemos pensar em um *processo contrário* de abstração, no qual suprimimos as diferenças entre os diversos tipos entidade, identificamos suas características comuns e os **generalizamos** em uma única **superclasse**, da qual os tipos entidade originais são **subclasses** especiais. Por exemplo, considere os tipos entidade CARRO e CAMINHAO da Figura 4.3a. Como eles têm diversos atributos comuns, podem ser generalizados em um tipo entidade VEICULO, como mostrado na Figura 4.3b. Ambas, CARRO e CAMINHAO, são novas subclasses da **superclasse generalizada** VEICULO. Usamos o termo **generalização** para nos referir ao processo de definição de um tipo entidade generalizada a partir de tipos entidade fornecidos.

Observe que o processo de generalização pode ser visto como, funcionalmente, o inverso do processo de especialização. Portanto, na Figura 4.3 podemos visualizar {CARRO, CAMINHAO} como uma especialização de VEICULO, em vez de visualizar VEICULO como uma generalização de CARRO e CAMINHAO. Da mesma forma, na Figura 4.1 podemos ver EMPREGADO como uma generalização de SECRETARIA, TECNICO e ENGENHEIRO. Uma notação diagramática para a distinção entre generalização e especialização é usada em algumas metodologias de projeto. Uma seta apontando para a superclasse generalizada representa uma generalização, enquanto as setas apontando para as subclasses especializadas representam uma especialização. *Não* usaremos essa notação porque a decisão de qual processo é mais apropriado em uma situação em particular é freqüentemente subjetiva. O Apêndice A traz algumas das notações diagramáticas alternativas, sugeridas para os diagramas de esquema e os diagramas de classe.

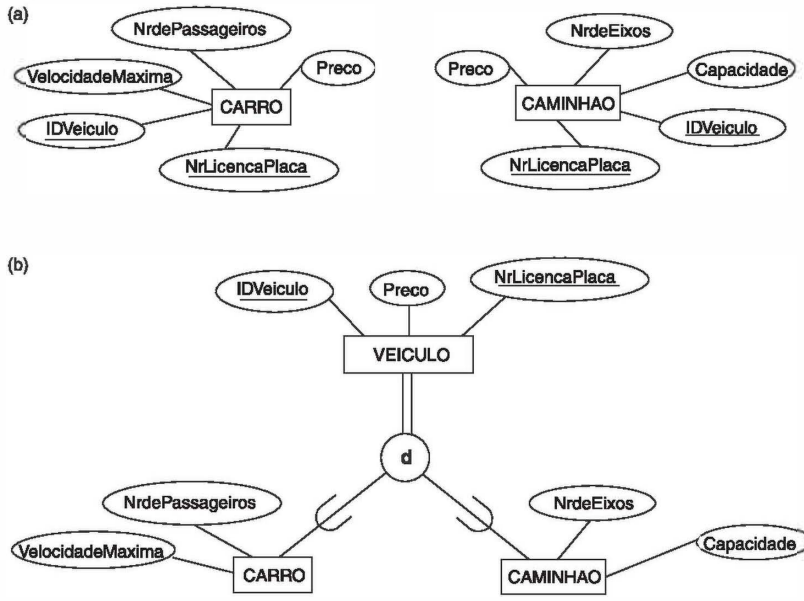


FIGURA 4.3 Generalização. (a) Dois tipos entidade, CARRO e CAMINHAO. (b) Generalizando CARRO e CAMINHAO na superclasse VEICULO.

Até aqui introduzimos os conceitos de subclasses e relacionamentos superclasse/subclasse tanto para o processo de especialização quanto para o de generalização. Em geral, uma superclasse ou subclasse representa uma coleção de entidades de mesmo tipo e, por isso, também descreve um *tipo entidade*; essa é a razão para as superclasses e subclasses serem mostradas em retângulos, nos diagramas EER, como tipos entidade. Discutiremos, a seguir, as propriedades de especializações e generalizações em mais detalhes.

4.3 Características e Restrições da Especialização e Generalização

Discutiremos, primeiro, as restrições que se aplicam à especialização e generalização simples. Por brevidade, nossa discussão refere-se apenas à especialização, ainda que se aplique a ambas, especialização e generalização. Discutiremos, então, as diferenças entre os *reticulados* (*herança múltipla*) de especialização/generalização e as *hierarquias* (*herança simples*), e elaboraremos as diferenças dos processos de especialização e generalização durante o projeto do esquema conceitual do banco de dados.

4.3.1 Restrições na Especialização e Generalização

Em geral, podemos ter diversas especializações definidas para o mesmo tipo entidade (ou superclasse), como mostrado na Figura 4.1. Nesse caso, as entidades podem pertencer a subclasses de cada uma das especializações. Entretanto, uma especialização também pode ter apenas uma *única* subclasse, como a especialização {GERENTE} da Figura 4.1; nesse caso, não usamos a notação de círculo.

Em algumas especializações podemos determinar exatamente as entidades que vão se tornar membros de cada subclasse, colocando uma condição no valor de algum atributo da superclasse. Essas subclasses são chamadas **subclasses definidas por predicado** (ou **definidas por condição**). Por exemplo, se o tipo entidade EMPREGADO tiver um atributo TipoTrabalho, como mostrado na Figura 4.4, podemos especificar a condição para pertencer à subclasse SECRETARIA por (TipoTrabalho = 'SECRETARIA'), que chamamos **definição por predicado** da subclasse. Essa condição é uma restrição que especifica que exatamente as entidades do tipo entidade EMPREGADO, cujo valor do atributo para TipoTrabalho seja 'Secretaria', pertencem à subclasse. Exibimos uma subclasse definida por predicado escrevendo a condição do predicado próximo à linha que conecta a subclasse ao círculo de especialização.

Se *todas* as subclasses de uma especialização têm sua condição determinada pelo *mesmo* atributo da superclasse, a especialização é chamada **especialização definida por atributo**, e o atributo é conhecido como **atributo de definição** da especialização.[6] Exibimos uma especialização definida por atributo colocando o nome do atributo de definição próximo ao arco do círculo para a superclasse, como mostrado na Figura 4.4.

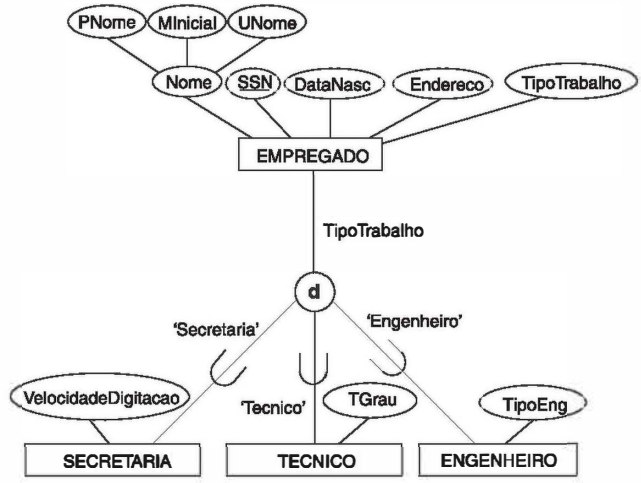


FIGURA 4.4 Notação do diagrama EER para uma especialização definida por atributo em TipoTrabalho.

Quando não temos uma condição que determine que a entidade seja membro de uma subclasse, a subclasse é chamada **definida pelo usuário**. O membro nessa subclasse é determinado pelos usuários do banco de dados na operação que adicionar uma entidade à subclasse, portanto, um membro é *especificado individualmente para cada entidade pelo usuário*, e não por qualquer condição que possa ser avaliada automaticamente.

Outras duas restrições podem ser aplicadas a uma especialização. A primeira é a **restrição de disjunção (*disjointness*)**, especificando que as subclasses da especialização devem ser mutuamente exclusivas. Isso significa que uma entidade pode ser membro de, *no máximo, uma* das subclasses da especialização. Uma especialização definida por atributo implica restrição de disjunção se o atributo usado para definir o predicado do associado for monovalorado. A Figura 4.4 ilustra esse caso, em que o **d** no círculo significa *disjunção*. Usamos também a notação **d** para especificar que as subclasses definidas pelo usuário de uma especialização estão sob a restrição de disjunção, como ilustrado pela especialização {EMPREGADO_HORISTA, EMPREGADO_ASSALARIADO} na Figura 4.1. Se as subclasses não estão condicionadas a ser disjuntas, seus conjuntos de entidades podem **sobrepor-se (*over-***

6 Na terminologia UML, esse atributo é chamado *discriminador*.

lap), ou seja, uma mesma entidade (mundo real) pode ser membro de mais de uma subclasse da especialização. Esse caso, que é o padrão, é exibido colocando-se um **o** no círculo, como mostrado na Figura 4.5.

A segunda restrição à especialização é chamada **restrição de integralidade**, que pode ser total ou parcial. Uma restrição de **especialização total** especifica que *toda* entidade na superclasse deve ser um membro de pelo menos uma das subclasses na especialização. Por exemplo, se todo EMPREGADO pode ser um EMPREGADO_HORISTA ou um EMPREGADO_ASSALARIADO, então a especialização {EMPREGADO_HORISTA, EMPREGADO_ASSALARIADO} da Figura 4.1 é uma especialização total de EMPREGADO. Isso é mostrado nos diagramas EER usando-se uma linha dupla para conectar a superclasse ao círculo. Uma linha única é usada para exibir uma **especialização parcial**, admitindo-se que uma entidade não pertença a nenhuma das subclasses. Por exemplo, se algumas entidades EMPREGADO não pertencerem a nenhuma das subclasses {SECRETARIA, ENGENHEIRO, TECNICO} das figuras 4.1 e 4.4, então a especialização será parcial.[7]

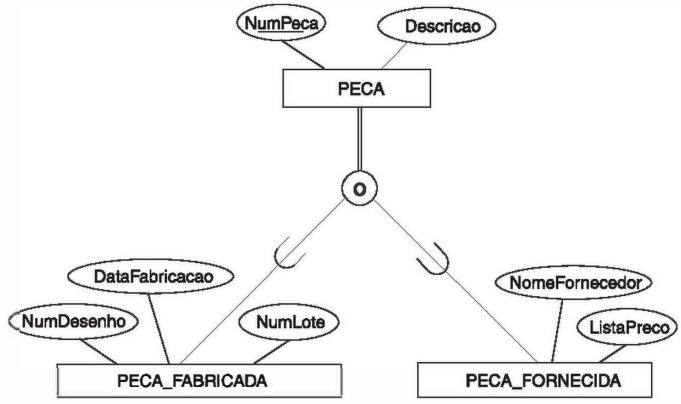


FIGURA 4.5 Notação de diagrama EER para uma especialização sobreposta (não disjunta).

Observe que as restrições de disjunção e de integralidade são *independentes*. Por isso, temos as quatro seguintes restrições possíveis na especialização:

- Disjunção total
- Disjunção parcial
- Sobreposição total
- Sobreposição parcial

É claro que a restrição correta é determinada pelo sentido, no mundo real, que se aplica a cada especialização. Uma superclasse identificada por meio do processo de *generalização* é, em geral, **total**, porque a superclasse é *derivada de* subclasses e, por isso, contém apenas as entidades que estão nas subclasses.

Certas regras de inserção e exclusão aplicam-se à especialização (e generalização), como conseqüência das restrições especificadas no início. Algumas dessas regras são as seguintes:

- Deletar uma entidade de uma superclasse implica que ela seja excluída, automaticamente, de todas as subclasses às quais pertence.
- Inserir uma entidade em uma superclasse implica que ela seja inserida, obrigatoriamente, em todas as subclasses *definidas por predicado* (ou *definidas por atributo*) para as quais a entidade satisfizer a definição por predicado.
- Inserir uma entidade em uma superclasse de *especialização total* implica que a entidade seja, obrigatoriamente, inserida em pelo menos uma das subclasses da especialização.

O leitor é encorajado a fazer uma lista de regras completa para as inserções e exclusões nos vários tipos de especializações.

7 A notação de uso de linhas únicas ou duplas é similar à usada para a participação parcial ou total de um tipo entidade em um tipo relacionamento, como descrito no Capítulo 3.

4.3.2 Hierarquias e Reticulados de Especialização e Generalização

Uma subclasse pode ter, ela mesma, subclasses próprias, formando uma hierarquia ou um reticulado de especializações. Por exemplo, na Figura 4.6, ENGENHEIRO é uma subclasse de EMPREGADO, e é também uma superclasse de GERENTE_ENGENHARIA; esta é uma restrição do mundo real, que o gerente de engenharia deva ser um engenheiro. Uma **hierarquia de especialização** restringe todas as suas *subclasses* a participar de *apenas um* relacionamento classe/subclasse, isto é, cada subclasse tem apenas um pai, o que resulta em uma estrutura de árvore. Já para uma **especialização reticulada**, uma subclasse pode participar de *mais de um* relacionamento classe/subclasse. Portanto, a Figura 4.6 é um reticulado.

A Figura 4.7 mostra outra especialização reticulada de mais de um nível. Ela pode ser parte do esquema conceitual do banco de dados UNIVERSIDADE. Note que essa disposição seria uma hierarquia não fosse pela subclasse ASSISTENTE_ALUNO, que é subclasse em dois relacionamentos classe/subclasse distintos. Na Figura 4.7, todas as entidades pessoa representadas no banco de dados são membros do tipo entidade PESSOA, que está especializada nas subclasses {EMPREGADO, EXALUNO, ALUNO}. Essa especialização é de sobreposição; por exemplo, um ex-aluno pode também ser um empregado, e também pode ser um aluno prosseguindo seus estudos em um grau mais avançado. A subclasse ALUNO corresponde a uma superclasse para a especialização {ALUNO_GRADUADO, ALUNO_NAOGRADUADO}, enquanto o EMPREGADO pertence a uma superclasse para a especialização {ASSISTENTE_ALUNO, DOCENTE, AUXILIAR}. Observe que um ASSISTENTE_ALUNO é também uma subclasse de ALUNO. Finalmente, ASSISTENTE_ALUNO é superclasse para a especialização {ASSISTENTE_PESQUISA, ASSISTENTE_ENSINO}.

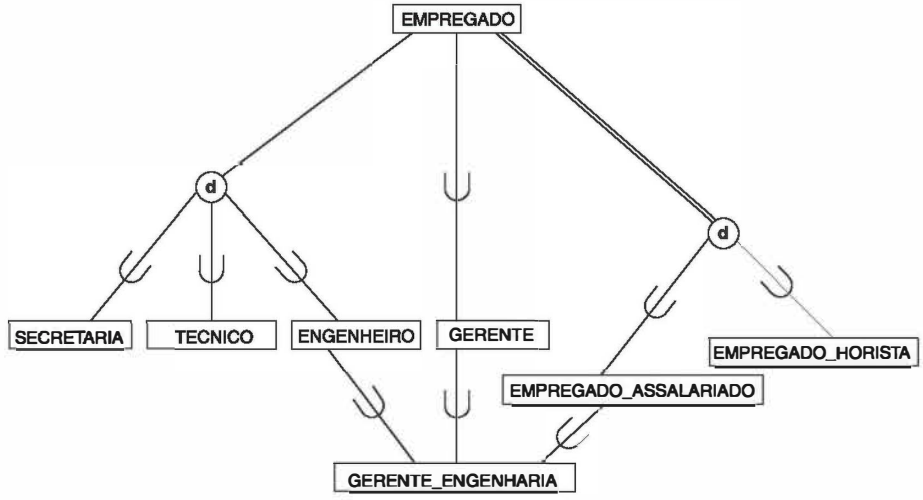


FIGURA 4.6 Um reticulado de especialização, com a subclasse GERENTE_ENGENHARIA compartilhada.

Em uma especialização reticulada ou hierárquica, uma subclasse herda os atributos não somente de sua superclasse direta, como também de todas as superclasses predecessoras, *até a raiz* da hierarquia ou reticulado. Por exemplo, uma entidade em ALUNO_GRADUADO herda todos os atributos dessa entidade como um ALUNO ou uma PESSOA. Note que uma entidade pode existir em diversos *nodo folha* da hierarquia, no qual um **nodo folha** é uma classe que *não possui subclasses próprias*. Por exemplo, um membro de ALUNO_GRADUADO também pode ser um membro de ASSISTENTE_PESQUISA.

Uma subclasse com *mais de uma* superclasse é chamada uma **subclasse compartilhada**, como GERENTE_ENGENHARIA na Figura 4.6. Isso leva ao conceito conhecido por **herança múltipla**, em que a subclasse compartilhada GERENTE_ENGENHARIA herda, diretamente, os atributos e relacionamentos de múltiplas classes. Observe que a existência de, pelo menos, uma subclasse compartilhada, leva a um reticulado (e, portanto, a uma *herança múltipla*); se não existissem subclasses compartilhadas, teríamos uma hierarquia, em vez de um reticulado. Uma importante regra relacionada à herança múltipla pode ser ilustrada pelo exemplo da subclasse compartilhada ASSISTENTE_ALUNO na Figura 4.7, com atributos herdados de EMPREGADO e ALUNO. Aqui, ambos, EMPREGADO e ALUNO, herdam *os mesmos atributos* de PESSOA. As regras declaram que, se um atributo (ou relacionamento) originado na *mesma superclasse* (PESSOA) é herdado mais de uma vez por diferentes caminhos (EMPREGADO e ALUNO) no reticulado, então deveria ser incluído apenas uma vez na subclasse compartilhada (ASSISTENTE_ALUNO). Portanto, os atributos de PESSOA são herdados *apenas uma vez* na subclasse ASSISTENTE_ALUNO da Figura 4.7.

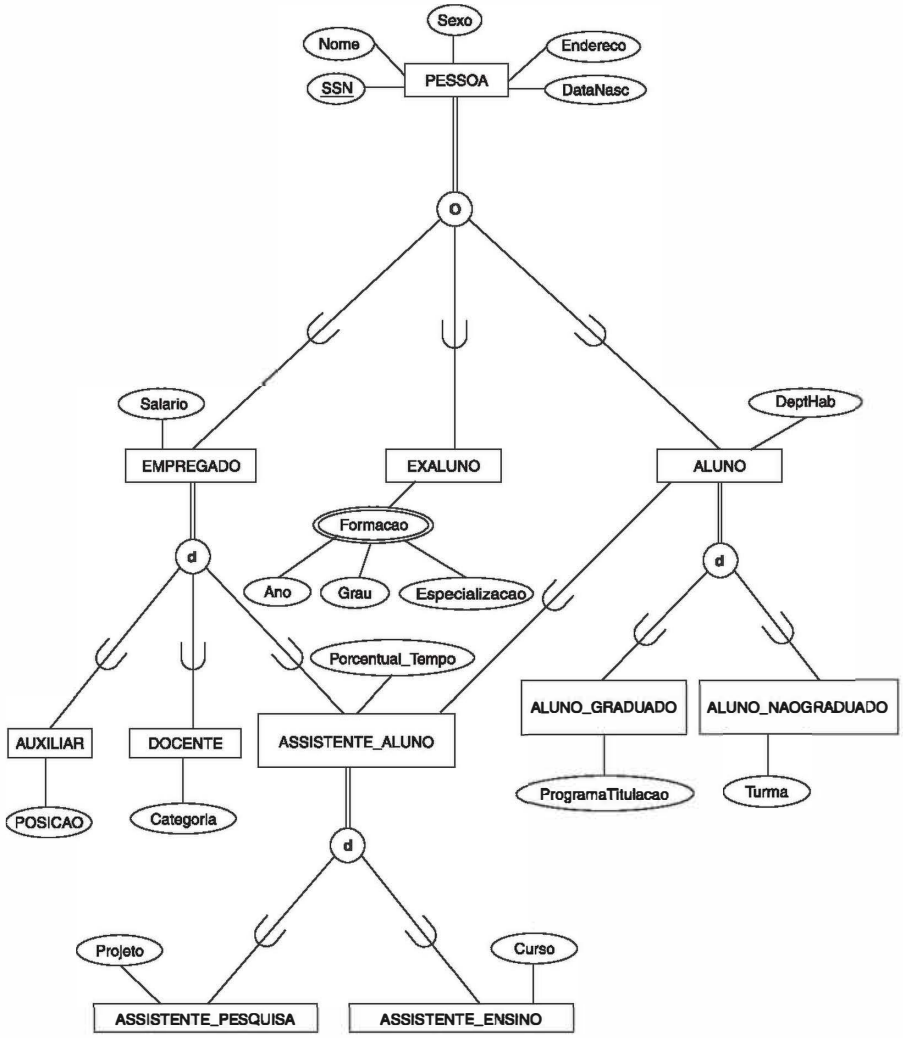


FIGURA 4.7 Um reticulado de especialização, com herança múltipla, para um banco de dados UNIVERSIDADE.

É importante observar aqui que alguns modelos e linguagens *não permitem* herança múltipla (subclasses compartilhadas). Nesses modelos, é necessário criar subclasses adicionais para cobrir todas as combinações possíveis de classes que abriguem as entidades pertencentes simultaneamente a várias dessas classes. Portanto, qualquer especialização de *sobreposição* poderá exigir diversas subclasses adicionais. Por exemplo, na especialização de sobreposição PESSOA em {EMPREGADO, EXALUNO, ALUNO} (ou {E, X, A} para abreviar), será necessário criar sete subclasses para PESSOA, de forma a cobrir todos os possíveis tipos entidades: E, X, A, E_X, E_A, X_A e E_X_A. Obviamente, isso acaba por elevar o grau de complexidade.

Também é importante notar que alguns mecanismos de herança múltipla não permitem que uma entidade tenha diversos tipos e, asssim, a entidade poderá ser membro *de apenas uma classe*.[8] Nesses modelos, também serão necessárias subclasses adicionais compartilhadas, como nodos folha, para cobrir todas as combinações possíveis de classes que possam ter entidades pertencentes, simultaneamente, a todas essas classes. Portanto, poderíamos ter as mesmas sete subclasses de PESSOA.

8 Em alguns modelos, a classe se torna posteriormente restrita a um *nodo folha* em uma hierarquia ou reticulado.

Embora tenhamos usado especialização para ilustrar a nossa discussão, os conceitos similares *se aplicam, igualmente*, à generalização, como mencionado no início desta seção. Portanto, podemos falar, também, de **hierarquias de generalização** e **reticulados de generalização**.

4.3.3 Utilizando a Especialização e Generalização para o Refinamento de Esquemas Conceituais

Elaboramos, agora, as diferenças entre os processos de especialização e generalização, e como elas são usadas para refinamento de esquemas conceituais durante o projeto do banco de dados conceitual. No processo de especialização iniciamos, em geral, com um tipo entidade, então definimos as subclasses desse tipo entidade por sucessivas especializações, isto é, definimos repetidamente mais agrupamentos específicos do tipo entidade. Por exemplo, quando projetamos o reticulado de especialização da Figura 4.7, primeiro especificamos um tipo entidade PESSOA para o banco de dados universidade. Então, descobrimos que três tipos de pessoas deveriam ser representadas no banco de dados: os empregados da universidade, os ex-alunos e os alunos. Criamos a especialização {EMPREGADO, EXALUNO, ALUNO} para esse propósito, e escolhemos a restrição de sobreposição porque uma pessoa pode pertencer a mais de uma das subclasses. Então, adiante, especializamos EMPREGADO em {AUXILIAR, DOCENTE, ASSISTENTE_ALUNO}, e especializamos ALUNO em {ALUNO_GRADUADO, ALUNO_NAOGRADUADO}. Finalmente, especializamos ASSISTENTE_ALUNO em {ASSISTENTE_PESQUISA, ASSISTENTE_ENSINO}. Essa especialização sucessiva corresponde ao **processo de refinamento conceitual *top-down*** (de cima para baixo) durante o projeto do esquema conceitual. Até aqui, construímos uma hierarquia; percebemos, então, que ASSISTENTE_ALUNO é uma subclasse compartilhada, uma vez que ela também é uma subclasse de ALUNO levando a um reticulado.

É possível chegar à mesma hierarquia ou reticulado por outra direção. Nesse caso, o processo implica generalização em vez de especialização e corresponde a uma **síntese conceitual *bottom-up*** (de baixo para cima). Nesse caso, os projetistas devem, primeiro, descobrir os tipos entidade, como AUXILIAR, DOCENTE, EXALUNOS, ALUNO_GRADUADO, ALUNO_NAOGRADUADO, ASSISTENTE_PESQUISA, ASSISTENTE_ENSINO, e assim por diante, então eles generalizam {ALUNO_GRADUADO, ALUNO_NAOGRADUADO} em ALUNO; depois generalizam {ASSISTENTE_PESQUISA, ASSISTENTE_ENSINO} em ASSISTENTE_ALUNO; depois generalizam {AUXILIAR, DOCENTE, ASSISTENTE_ALUNO} em EMPREGADO; e finalmente generalizam {EMPREGADO, EXALUNO, ALUNO} em PESSOA.

Em termos estruturais, as hierarquias ou os reticulados resultantes de qualquer um dos processos podem ser idênticos; a única diferença refere-se à maneira ou à ordem na qual as superclasses e subclasses do esquema foram identificadas. Na prática, é provável que nem o processo de generalização nem o processo de especialização seja rigorosamente seguido, mas empregada uma combinação dos dois processos. Nesse caso, novas classes são continuamente incorporadas à hierarquia ou ao reticulado assim que se tornam visíveis aos usuários e projetistas. Observe que a noção de representação de dado e conhecimento pelo uso de hierarquias e reticulados de superclasse/subclasse é bastante comum em sistemas baseados em conhecimento e em sistemas especialistas, que combinam a tecnologia de banco de dados com as técnicas de inteligência artificial. Por exemplo, os esquemas de representação de conhecimento baseado em *frames* parecem-se, fortemente, com as hierarquias de classe. A especialização também é comum nas metodologias de projeto de engenharia de software que são baseadas no paradigma da orientação a objeto.

4.4 Modelagem de Tipos União Usando as Categorias

Todos os relacionamentos de superclasse/subclasse que vimos até aqui têm uma *superclasse única*. Uma subclasse compartilhada, como GERENTE_ENGENHARIA, no reticulado da Figura 4.6, corresponde a uma subclasse nos três *diferentes* relacionamentos de superclasse/subclasse, em que cada um dos três tem uma superclasse *única*. Não é incomum, entretanto, que surja a necessidade de modelar um único relacionamento superclasse/subclasse com *mais de uma* superclasse, na qual a superclasse represente os diferentes tipos entidade. Nesse caso, a subclasse representará uma coleção de objetos que é um subconjunto da UNIÃO de diferentes tipos entidade; chamamos essa *subclasse* **tipo união** ou **categoria**.[9]

Por exemplo, suponha que tenhamos três tipos de entidade: PESSOA, BANCO e EMPRESA. Em um banco de dados para o registro de veículos, um proprietário de um veículo pode ser uma pessoa, um banco (que possui o direito de alienação de um veículo) ou uma empresa. Necessitamos criar uma classe (coleção de entidades) que inclua entidades de todos os três tipos, para desempenharem o papel de *proprietário do veículo*. Uma categoria PROPRIETARIO, que é uma *subclasse da* UNIÃO dos três conjuntos de

9 Nosso uso do termo *categoria* é baseado no modelo ECR (*Entity-Category-Relationship* — Relacionamento Entidade-Categoria) (Elmasri *et al.*, 1985).

entidade de EMPRESA, BANCO e PESSOA, é criada com esse propósito. Exibimos as categorias em um diagrama EER, conforme mostrado na Figura 4.8. As superclasses EMPRESA, BANCO e PESSOA estão conectadas a um círculo com o símbolo U, que representa a *operação de união de conjunto*. Um arco com o símbolo de subconjunto conecta o círculo à (subclasse) categoria PROPRIETARIO. Se for necessária uma definição por predicado, ela será exibida próximo à linha da superclasse à qual o predicado se aplica.

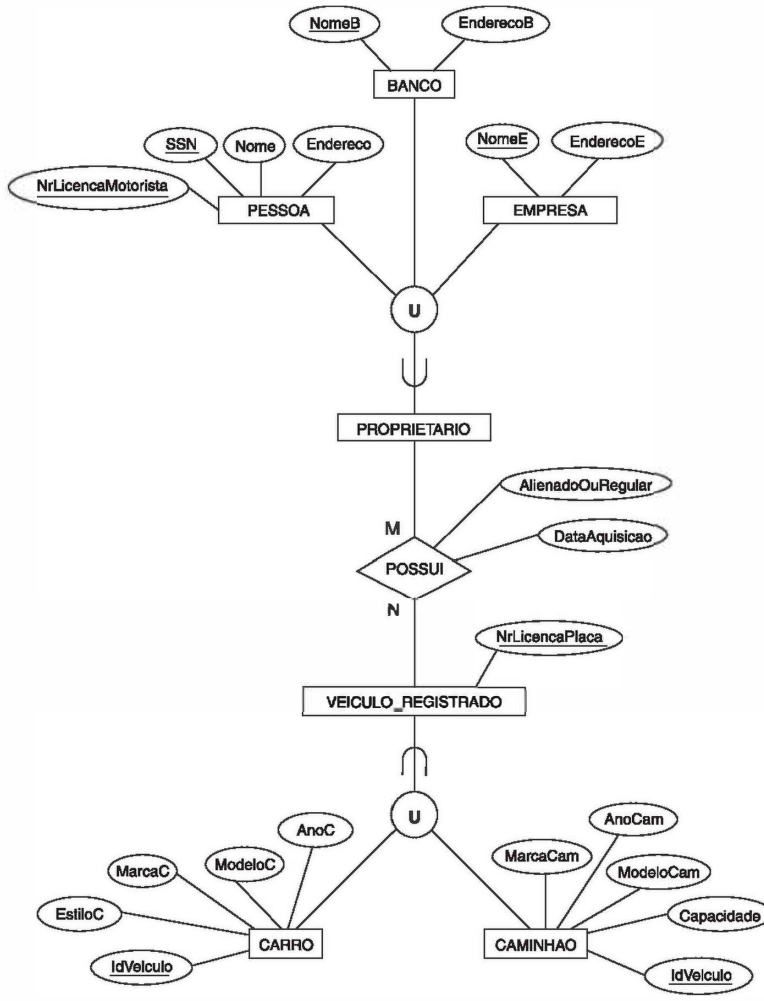


FIGURA 4.8 Duas categorias (tipos união): PROPRIETARIO e VEICULO_REGISTRADO.

Na Figura 4.8 temos duas categorias: PROPRIETARIO, que é uma subclasse da união de PESSOA, BANCO e EMPRESA, e VEICULO_REGISTRADO, que é uma subclasse da união de CARRO e CAMINHAO.

Uma categoria possui duas ou mais superclasses que podem representar *diferentes tipos entidade*, enquanto outros relacionamentos de superclasse/subclasse sempre têm uma superclasse única. Podemos comparar uma categoria, como PROPRIETARIO da Figura 4.8, com a subclasse compartilhada GERENTE_ENGENHARIA da Figura 4.6. Essa última é uma subclasse *de cada uma* das três superclasses ENGENHEIRO, GERENTE e EMPREGADO_ASSALARIADO, assim, uma entidade que é membro de GERENTE_ ENGENHARIA deve existir em *todas as três*. Isso representa a restrição que um gerente de engenharia deva ser um ENGENHEIRO, um GERENTE e um EMPREGADO_ASSALARIADO, isto é, GERENTE_ENGENHARIA é um subconjunto da *interseção* das três subclasses (conjuntos de entidades). Porém, uma categoria é um sub-

conjunto da *união* dessas superclasses. Daí uma entidade que seja membro de PROPRIETARIO deve existir em *apenas uma* das superclasses. Isso representa, na Figura 4.8, a restrição de que PROPRIETARIO precisa ser uma EMPRESA, um BANCO ou uma PESSOA.

O atributo de herança trabalha mais seletivamente quando aplicado às categorias. Por exemplo, na Figura 4.8, cada entidade PROPRIETARIO herda os atributos da EMPRESA, da PESSOA ou do BANCO, dependendo da superclasse à qual a entidade pertence. Entretanto, uma subclasse compartilhada, como GERENTE_ENGENHARIA (Figura 4.6), herda *todos* os atributos de suas superclasses EMPREGADO_ASSALARIADO, ENGENHEIRO e GERENTE.

É interessante observar a diferença entre a categoria VEICULO_REGISTRADO (Figura 4.8) e a superclasse generalizada VEICULO (Figura 4.3b). Na Figura 4.3b, todo carro e todo caminhão referem-se um VEICULO mas na Figura 4.8 a categoria VEICULO_REGISTRADO inclui alguns carros e alguns caminhões, mas não necessariamente todos eles (por exemplo, alguns carros ou caminhões podem não estar registrados). Em geral, as especializações ou generalizações como as da Figura 4.3b, se fossem *parciais*, não excluiriam os outros tipos entidade VEICULO, como motocicletas. Entretanto, uma categoria como VEICULO_REGISTRADO, na Figura 4.8, implica que apenas carros e caminhões, e não outros tipos de entidades, possam ser membros de VEICULO_REGISTRADO.

Uma categoria pode ser **total** ou **parcial**. Uma categoria total controla a *união* de todas as entidades em suas superclasses, ao passo que uma categoria parcial pode controlar um *subconjunto da união*. Uma categoria total é representada por uma linha dupla conectando a categoria ao círculo, enquanto as categorias parciais são indicadas por uma linha simples.

As superclasses de uma categoria podem ter diferentes atributos-chave, como demonstrado pela categoria PROPRIETARIO da Figura 4.8, ou elas podem ter o mesmo atributo-chave, como demonstrado pela categoria VEICULO_REGISTRADO. Note que se uma categoria é total (não parcial), ela pode ser representada, alternativamente, como uma especialização total (ou uma generalização total). Nesse caso, a escolha sobre qual representação usar é subjetiva. Se as duas classes representarem o mesmo tipo entidade e compartilharem numerosos atributos, incluindo os mesmos atributos-chave, a especialização/generalização é preferida; de outra maneira, a categorização (tipo união) é mais apropriada.

4.5 Um Exemplo — UNIVERSIDADE — de Esquema EER e Definições Formais para o Modelo EER

Nesta seção daremos primeiro um exemplo de um esquema de banco de dados no modelo EER para ilustrar o uso de vários conceitos discutidos aqui e no Capítulo 3. A seguir, resumiremos os conceitos do modelo EER e os definiremos formalmente, da mesma maneira que fizemos com os conceitos básicos do modelo ER no Capítulo 3.

4.5.1 O Exemplo de Banco de Dados UNIVERSIDADE

Na nossa aplicação de um banco de dados exemplo, consideramos um banco de dados UNIVERSIDADE que controle seus alunos, programas, históricos e registros, bem como os cursos oferecidos. O banco de dados também controla os projetos de pesquisa patrocinados para o corpo docente e alunos de graduação. Esse esquema é mostrado na Figura 4.9. Segue uma discussão dos requisitos que levaram a esse esquema.

Para cada pessoa o banco de dados mantém informação do Nome da pessoa [Nome], número do seguro social [SSN], endereço [Endereco], sexo [Sexo] e data de nascimento [DNasc]. Duas subclasses do tipo entidade PESSOA foram identificadas: DOCENTE e ALUNO. Os atributos específicos de DOCENTE são categoria [Categoria] (assistente, associado, adjunto, pesquisador, visitante etc.), escritório [FEscritorio], telefone do escritório [FFone] e salário [Salario]. Todos os docentes estão relacionados ao(s) departamento(s) acadêmico(s) aos quais são afiliados [PERTENCE] (um docente pode ser associado a diversos departamentos, assim o relacionamento é M:N). Um atributo específico de ALUNO é [Turma] (calouro = 1, segundanista = 2, ..., aluno graduado = 5). Cada aluno também está relacionado a um departamento de habilitação e a um opcional, se houver algum ([HABILITA] e [OPTA]), para as disciplinas em que está matriculado atualmente [REGISTRADO], e a cursos completados [HISTORICO]. Cada instância de histórico inclui a nota recebida pelo aluno [Nota] na disciplina do curso.

GRAD_ALUNO é uma subclasse de ALUNO com a definição por predicado Turma = 5. Para cada aluno graduado mantemos uma lista dos títulos acadêmicos anteriores em um atributo multivalorado composto [Formacao]. Relacionamos também o aluno graduado a um orientador docente [ORIENTADOR] e a um comitê de tese [BANCA], se existir algum.

Um departamento acadêmico tem os atributos nome [NomeDepto], telefone [FoneDepto] e número do escritório [Escritorio] e está relacionado ao docente que é seu chefe [CHEFIA] e à faculdade à qual ele pertence [FDEPTO]. Cada faculdade tem os atributos nome [FNome], número do escritório [FEscritorio] e o nome de seu reitor [Reitor].

Um curso tem os atributos número do curso [C#], nome do curso [CNome] e descrição do curso [CDesc]. Diversas disciplinas de cada curso são oferecidas, cada qual com os atributos número [Disc#] e o ano e o trimestre nos quais a disciplina foi

oferecida ([Ano] e [Trim]).[10] Números únicos identificam cada disciplina. As disciplinas que estão sendo oferecidas durante o trimestre corrente estão em uma subclasse de DISCIPLINA, DISCIPLINA_CORRENTE, com a definição por predicado Trimestre = TrimCorrente e Ano = AnoCorrente. Cada disciplina está relacionada ao instrutor que a ministrou ou está ministrando ([ENSINAR]), se esse instrutor estiver no banco de dados.

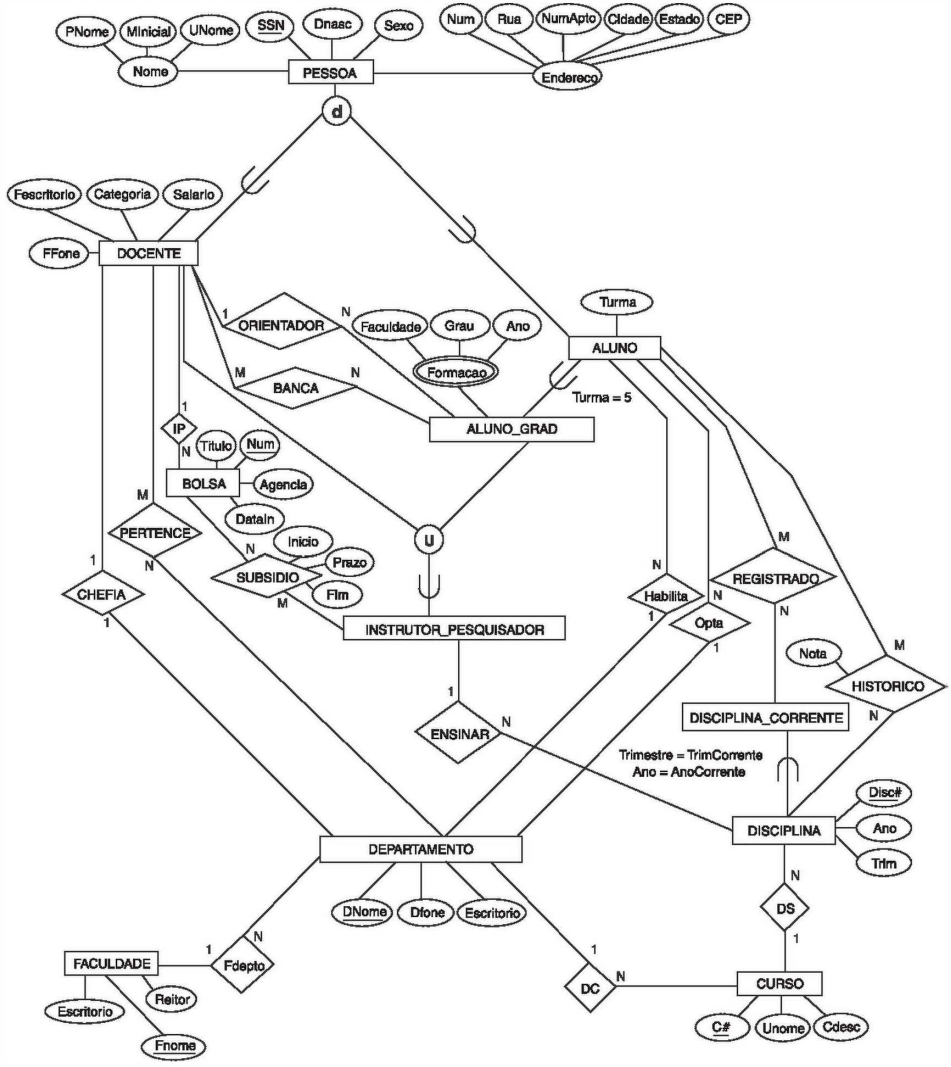


FIGURA 4.9 Um esquema EER conceitual para um banco de dados UNIVERSIDADE.

A categoria INSTRUTOR_PESQUISADOR é um subconjunto da união de DOCENTE e GRAD_ALUNO e inclui todos os docentes e alunos graduados contratados para o ensino ou pesquisa. Finalmente, o tipo entidade BOLSA mantém o controle das bolsas de pesquisa e dos contratos financiados para a universidade. Cada bolsa tem os atributos título da bolsa [Titulo], número da bolsa [Num], a agência financiadora [Agencia] e a data de início [DataIn]. Uma bolsa está relacionada a um investigador principal [IP] e a to-

10 Pressupomos que o sistema *trimestral* seja mais usado nessa universidade que o *semestral*.

dos os pesquisadores subsidiados por ela [SUBSIDIO]. Cada instância de subsídio tem como atributos a data de início do subsídio [Inicio], a data final do subsídio (se conhecida) [Fim] e a porcentagem de tempo gasta no projeto [Tempo] pelo pesquisador apoiado.

4.5.2 Definições Formais para os Conceitos do Modelo EER

Vamos, agora, resumir os conceitos do modelo EER e fornecer as definições formais. Uma **classe**[11] é um conjunto ou coleção de entidades; isso inclui qualquer construção de esquema EER que agrupe as entidades, como tipos entidade, subclasses, superclasses e categorias. Uma **subclasse** S é uma classe cujas entidades devem sempre ser um subconjunto das entidades de outra classe, chamada **superclasse** C do **relacionamento superclasse/subclasse** (ou **IS-A**). Indicamos esse relacionamento por C/S. Para o relacionamento superclasse/subclasse, precisamos ter sempre

$$S \subseteq C$$

Uma **especialização** $Z = \{S_1, S_2, ..., S_n\}$ é um conjunto de subclasses que têm a mesma superclasse G, isto é, G/S_i é um relacionamento superclasse/subclasse para $i = 1, 2, ..., n$. G é chamado **tipo entidade generalizada** (ou **superclasse** da especialização, ou **generalização** de subclasses $\{S_1, S_2, ..., S_n\}$). Z é o **total** sempre que tivermos (a qualquer momento)

$$\bigcup_{i=1}^{n} S_i = G$$

Do contrário, Z é **parcial**. Z é **disjunto** sempre que tivermos

$$S_i \cap S_j = \varnothing \text{ (conjunto vazio) para } i \neq j$$

Do contrário, Z é **sobreposto**.

Uma subclasse S de C é **definida por predicado** se um predicado p nos atributos de C for usado para especificar quais entidades em C são membros de S, isto é, $S = C[p]$, em que $C[p]$ é o conjunto de entidades em C que satisfazem p. Uma subclasse que não é definida por um predicado é chamada **definida por usuário**.

Uma especialização Z (ou generalização G) é **definida por atributo** se um predicado $(A = c_i)$, no qual A for um atributo de G e c_i um valor constante do domínio de A, for usado para especificar os membros de cada subclasse S_i em Z. Observe que se $c_i \neq c_j$ para $i \neq j$, e A for um atributo monovalorado, então a especialização será disjunta.

Uma **categoria** T é uma classe que é um subconjunto da união de n superclasses definidas $D_1, D_2, ..., D_n$, $n > 1$, e é formalmente especificada como segue:

$$T \subseteq (D_1 \cup D_2 \ldots \cup D_n)$$

Um predicado p_i nos atributos de D_i pode ser usado para especificar os membros de cada D_i, que são os membros de T. Se um predicado for especificado em todo D_i, temos

$$T = (D_1[p_1] \cup D_2[p_2] \ldots \cup D_n[p_n])$$

Deveríamos, agora, estender a definição de **tipo relacionamento** dada no Capítulo 3, permitindo que toda classe — não apenas todo tipo entidade — participe do relacionamento. Por isso deveríamos substituir as palavras *tipo entidade* por *classe*, nessa definição. A notação gráfica EER é compatível com a ER, pois todas as classes são representadas por retângulos.

4.6 Representação da Especialização/Generalização e Herança em Diagramas de Classe UML

Discutiremos agora a notação UML para generalização/especialização e herança. Já apresentamos a notação e terminologia básica de diagrama de classe UML na Seção 3.8. A Figura 4.10 ilustra um possível diagrama de classe UML, correspondente ao diagrama EER da Figura 4.7. A notação básica para generalização é feita pela conexão das subclasses, por linhas verticais, a uma linha horizontal com um triângulo ligando-a por meio de outra linha vertical à superclasse (Figura 4.10). Um triângulo em branco indica uma especialização/generalização com a restrição de *disjunção*, e um triângulo cheio indica uma restrição de

11 O emprego da palavra *classe*, aqui, difere de seu uso mais comum nas linguagens de programação orientadas a objeto, como C++. Em C++, uma classe é uma definição de tipo estruturado na qual podem ser aplicadas as funções (operações).

sobreposição. A superclasse raiz é chamada **classe base**, e os nodos folhas são conhecidos como **classes-folha**. Heranças únicas e múltiplas são permitidas.

A discussão anterior e o exemplo dado (e a Seção 3.8) dão uma breve descrição de diagramas de classe na terminologia UML. Há muitos detalhes que não discutiremos porque estão fora do escopo deste livro, embora relevantes, principalmente para a engenharia de software. Por exemplo, as classes podem ser de vários tipos:

- Classes abstratas definem os atributos e operações, mas não têm objetos correspondentes a essas classes. São usadas, principalmente, para especificar um conjunto de atributos e operações que não podem ser herdados.
- Classes concretas podem ter objetos (entidades) instanciados que pertencem às classes.
- Classes *template* (de molde) especificam moldes que poderão ser usados, mais tarde, na definição de outras classes.

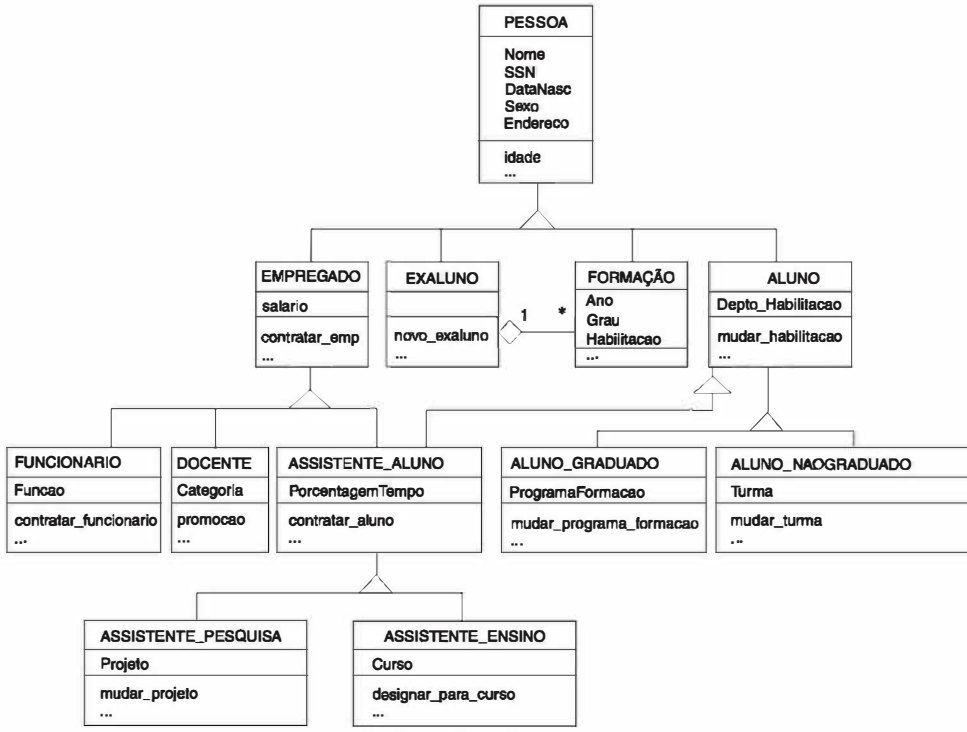


FIGURA 4.10 Um diagrama de classe correspondente ao diagrama EER da Figura 4.7 ilustrando as notações UML para a especialização/generalização.

Em projeto de banco de dados estamos preocupados, principalmente, com a especificação de classes concretas cujas coleções de objetos estão permanentemente (ou persistentemente) armazenadas no banco de dados. As notas bibliográficas ao final deste capítulo dão algumas referências de livros que descrevem os detalhes completos de UML. O material adicional relacionado à UML encontra-se no Capítulo 12, e a modelagem de objeto em geral é discutida adiante, no Capítulo 20.

4.7 Tipos Relacionamento com Grau Maior Que Dois

Na Seção 3.4.2 definimos **grau** de um tipo relacionamento como o número de tipos entidade participantes, e chamamos um tipo relacionamento de grau dois de *binário*, e um tipo relacionamento de grau três de *ternário*. Nesta seção elaboramos as diferenças entre os relacionamentos binários e os de graus superiores, quando escolher os relacionamentos de graus superiores ou binários, e as restrições em relacionamentos de grau superior.

4.7.1 Escolhendo entre Relacionamentos Binários e Ternários (ou de Grau Superior)

A notação de diagrama ER para um tipo relacionamento ternário é mostrada na Figura 4.11a, que exibe o esquema para o tipo relacionamento FORNECE, que foi exibido em nível de instância na Figura 3.10. Recordemos que o conjunto de relacionamento FORNECE é um conjunto de instâncias de relacionamento (s, j, p) em que s é um FORNECEDOR que supre atualmente um LOTE p para um PROJETO j. Em geral, um tipo relacionamento R, de grau n, terá n retas em um diagrama ER, cada uma conectando R a cada tipo entidade participante.

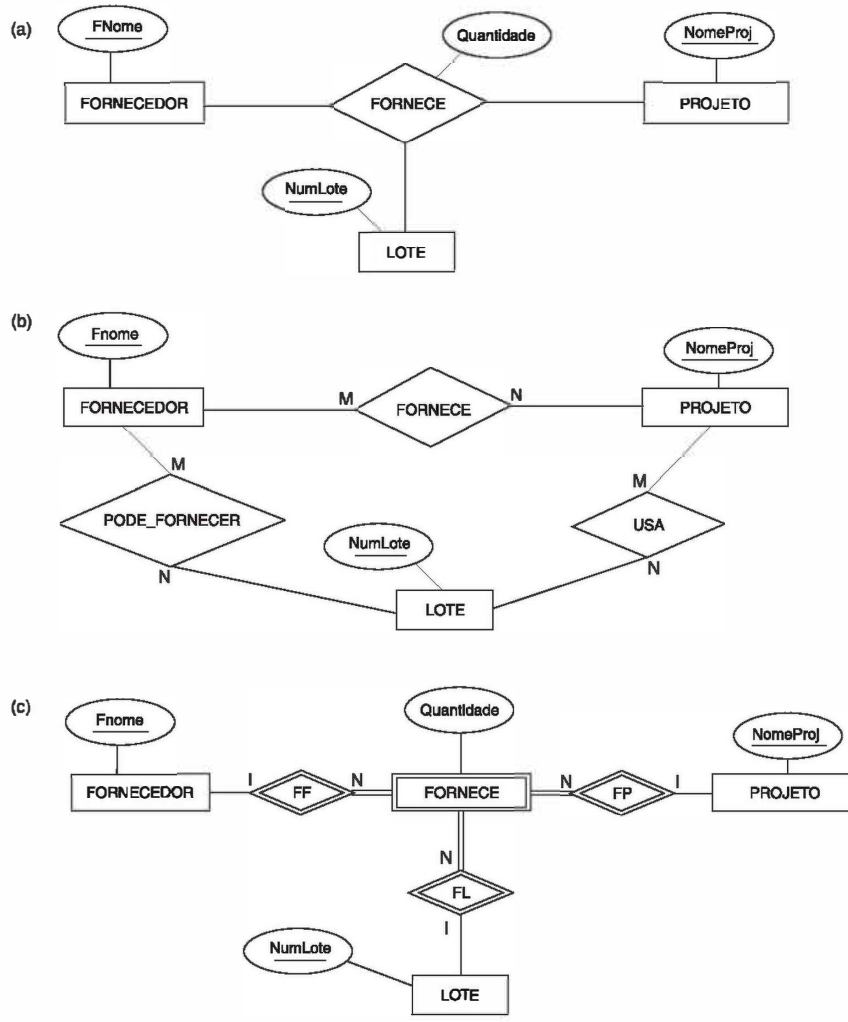


FIGURA 4.11 Tipos de relacionamentos ternários. (a) O relacionamento FORNECE. (b) Três relacionamentos binários não equivalentes a FORNECE. (c) FORNECE representado como um tipo entidade fraca.

A Figura 4.11b mostra um diagrama ER para os três tipos de relacionamento, PODE_FORNECER, USA e FORNECE. Em geral, um tipo de relacionamento ternário representa informações diferentes das dos três tipos de relacionamento binário. Considere os três tipos de relacionamento binário PODE_FORNECER, USA e FORNECE. Suponha que PODE_FORNECER, entre FORNECEDOR e LOTE, inclua uma instância (s, p) quando fornecedor s *puder fornecer* lote p (a qualquer projeto); USA, entre PROJETO e LOTE, inclua uma instância (j, p) quando projeto j *usar* lote p; e FORNECE, entre FORNECEDOR e PROJETO inclua uma instância (s, j) quando fornecedor s *fornecer algum*

lote para projeto *j*. A existência de três instâncias de relacionamento (s, p), (j, p) e (s, j) em PODE_FORNECER, USA e FORNECE, respectivamente, não implica, necessariamente, a existência de uma instância (s, j, p) em um relacionamento ternário FORNECE, porque o *sentido é diferente*. Normalmente, é difícil decidir se um relacionamento em particular deveria ser representado como um tipo relacionamento de grau *n* ou deveria ser quebrado em diversos tipos relacionamento de graus menores. O projetista deve basear sua decisão em semânticas ou no sentido da situação em particular que está sendo representada. A solução típica é incluir o relacionamento ternário acrescido de um ou *mais* relacionamentos binários, se eles representarem diferentes sentidos e se todos forem necessários à aplicação.

Algumas ferramentas de projeto de banco de dados são baseadas em variações do modelo ER, que permitem apenas os relacionamentos binários. Nesse caso, um relacionamento ternário, tal qual FORNECE, deve ser representado como um tipo entidade fraca, sem chave parcial e com três relacionamentos de identificação. Os três tipos entidade participantes, FORNECEDOR, LOTE e PROJETO são, juntos, os tipos entidade forte (Figura 4.11c). Portanto, uma entidade tipo entidade fraca FORNECE, da Figura 4.11c, é identificada pela combinação de suas três entidades fortes: FORNECEDOR, LOTE e PROJETO.

Outro exemplo é mostrado na Figura 4.12. O tipo relacionamento ternário OFERECE representa a informação de instrutores oferecendo cursos durante um semestre em particular, portanto, inclui uma instância de relacionamento (i, s, c) quando INSTRUTOR *i* oferece CURSO *c* durante SEMESTRE *s*. Os três tipos de relacionamento mostrados na Figura 4.12 têm o seguinte significado: PODE_ENSINAR relaciona um curso aos instrutores que *podem ensiná-lo*; ENSINOU_DURANTE relaciona um semestre ao instrutor que *ensinou algum curso* durante aquele semestre, e OFERECIDO_DURANTE relaciona um semestre aos cursos oferecidos durante aquele semestre por *algum instrutor*. Esses relacionamentos ternário e binário representam diferentes informações, mas, certamente, teriam restrições entre os relacionamentos. Por exemplo, uma instância de relacionamento (i, s, c) não deveria existir em OFERECE *a menos* que exista uma instância (i, s) em ENSINOU_DURANTE, uma instância (s, c) em OFERECIDO_DURANTE, e uma instância (i, c) em PODE_ENSINAR. Entretanto, o contrário nem sempre é verdadeiro: podemos ter instâncias (i, s), (s, c) e (i, c) nos três tipos de relacionamentos binários, sem nenhuma instância correspondente (i, s, c) em OFERECE. Observe que, nesse exemplo, baseados no significado dos relacionamentos, podemos inferir instâncias em ENSINOU_DURANTE e OFERECIDO_DURANTE a partir das instâncias em OFERECE, mas não podemos inferir instâncias de PODE_ENSINAR, portanto, ENSINOU_DURANTE e OFERECIDO_DURANTE são redundantes e poderiam ser omitidos.

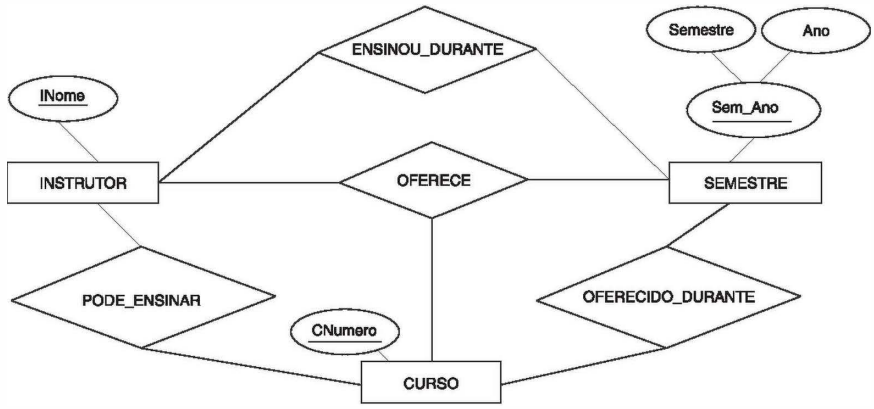


FIGURA 4.12 Outro exemplo de tipos relacionamento ternário *versus* binário.

Embora, em geral, três relacionamentos binários não possam substituir um relacionamento ternário, eles poderão fazê-lo sob certas *restrições adicionais*. No nosso exemplo, se o relacionamento PODE_ENSINAR for 1:1 (um instrutor pode ensinar um curso, e um curso pode ser ensinado por apenas um instrutor), então o relacionamento ternário OFERECE poderia ser omitido, pois poderia ser inferido dos três relacionamentos binários PODE_ENSINAR, ENSINOU_DURANTE e OFERECIDO_DURANTE. O projetista do esquema deve analisar o sentido de cada situação específica para decidir quais tipos de relacionamentos, binário e ternário, serão necessários.

Observe que é possível ter um tipo entidade fraca como um tipo relacionamento de identificação ternário (ou *n*-ário). Nesse caso, o tipo entidade fraca pode ter *diversos* tipos de entidades fortes. Na Figura 4.13 é apresentado um exemplo.

4.7.2 Restrições em Relacionamentos Ternários (ou de Grau Superior)

Há duas notações para a especificação de restrições estruturais em relacionamentos *n*-ário, e elas definem as restrições diferentes. *Ambas*, portanto, poderiam *ser usadas*, caso seja importante especificar as restrições estruturais em um relacionamento ternário ou de grau superior. A primeira notação é baseada naquela de razão de cardinalidade de relacionamentos binários, mostrada na Figura 3.2. Aqui, 1, ou M ou N será especificado em cada arco de participação (ambos os símbolos, M e N, indicam *muitos* ou *qualquer número*).[12] Vamos ilustrar essa restrição usando o relacionamento FORNECE na Figura 4.11.

Lembre-se de que o conjunto de relacionamento FORNECE é um conjunto das instâncias do relacionamento (s, j, p), em que s é um FORNECEDOR; j, um PROJETO; e p, um LOTE. Suponha que exista restrição para uma combinação projeto-lote em particular, e que apenas um fornecedor será usado (somente um fornecedor proporciona um lote em particular a um projeto em particular). Nesse caso, colocamos 1 na participação de FORNECEDOR e M, N nas participações de PROJETO e LOTE, como na Figura 4.11. Isso especifica a restrição que uma combinação particular (j, p) pode aparecer *no máximo uma vez* no conjunto de relacionamentos, pois cada uma das combinações (projeto, lote) é determinada por um único fornecedor. Portanto, qualquer instância do relacionamento (s, j, p) é *identificada univocamente* no conjunto de relacionamentos pelas combinações (j, p), o que faz de (j, p) uma chave para o conjunto de relacionamentos. Nessa notação, as participações que têm a especificação um não são chamadas para fazer parte da chave identificadora do conjunto de relacionamentos.[13]

A segunda notação é baseada na notação (min, max) exibida na Figura 3.15 para os relacionamentos binários. Um (min, max) em uma participação especifica, aqui, que cada entidade está relacionada no mínimo a *min* e, no máximo, a *max* instâncias do relacionamento, no conjunto de relacionamentos. Essas restrições não têm responsabilidade na determinação da chave de um relacionamento *n*-ário, no qual $n > 2$,[14] mas especificam um tipo diferente de restrição, que limita o número de instâncias de relacionamento em que cada entidade possa participar.

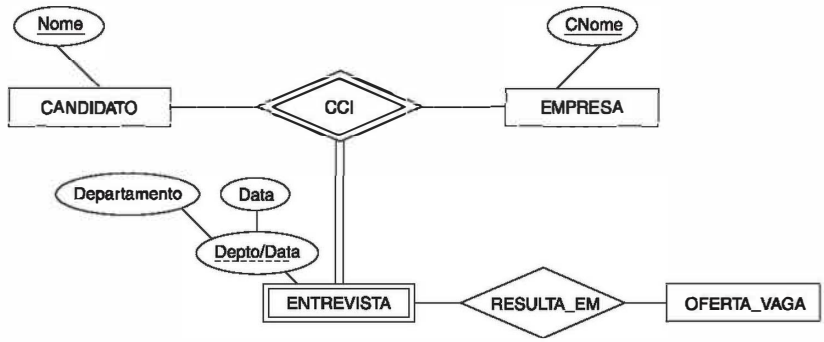


FIGURA 4.13 Tipo entidade fraca ENTREVISTA com um tipo relacionamento de identificação ternário.

4.8 Abstração de Dados, Representação do Conhecimento e Conceitos de Ontologia

Nesta seção discutiremos, em termos abstratos, alguns dos conceitos de modelagem que descrevemos muito especificamente em nossa apresentação dos modelos ER e EER no Capítulo 3 e no início deste capítulo. Essa terminologia é usada tanto na modelagem de dados conceitual como na literatura sobre inteligência artificial, quando se discute a **representação do conhecimento** (abreviado por RC). O objetivo das técnicas de RC é desenvolver os conceitos para a modelagem mais precisa de alguns **domínios do conhecimento** para a criação de uma **ontologia**[15] que descreva os conceitos do domínio. Isso é, então, usado para armazenar e manipular o conhecimento para a concepção de inferências, tomadas de decisões ou apenas para responder a perguntas. Os objetivos da RC são similares àqueles dos modelos de dados semânticos, mas há algumas similaridades e diferenças importantes entre as duas disciplinas:

12 Essa notação nos permite determinar a chave da *relação de relacionamento*, conforme discutiremos no Capítulo 7.
13 Isso também é verdadeiro para as razões de cardinalidade de relacionamentos binários.
14 Todavia, as restrições (min, max) podem determinar as chaves para os relacionamentos binários.
15 Uma *ontologia* é alguma coisa similar a um esquema conceitual, mas com mais conhecimento, regras e exceções.

- Ambas as disciplinas usam um processo de abstração para identificar as propriedades comuns e aspectos importantes do minimundo (domínio do discurso), enquanto suprimem as diferenças insignificantes e os detalhes sem importância.
- Ambas as disciplinas fornecem conceitos, restrições, operações e linguagens para a definição de dados e a representação do conhecimento.
- O RC possui geralmente âmbito mais abrangente que os modelos de dado semântico. Diferentes formas de conhecimento, como regras (usadas em inferência, dedução e busca), conhecimento incompleto e padrão, e conhecimento temporal e espacial, são representadas em esquemas de RC. Os modelos de banco de dados estão sendo expandidos para incluir alguns desses conceitos (Capítulo 24).
- Os esquemas de RC incluem os **mecanismos de raciocínio**, que deduzem fatos adicionais de fatos armazenados em um banco de dados. Portanto, enquanto a maioria dos sistemas de banco de dados atuais é limitada a responder a perguntas diretas, os sistemas baseados em conhecimento utilizando esquemas de RC podem responder às consultas que envolvam as **inferências** sobre os dados armazenados. A tecnologia de banco de dados está sendo estendida com mecanismos de inferência (Seção 24.4).
- Enquanto a maioria dos modelos de dados se concentra na representação de esquemas de banco de dados ou metaconhecimento, os esquemas de RC freqüentemente confundem os esquemas com suas próprias instâncias, de maneira a fornecer flexibilidade às exceções de representação. Muitas vezes isso resulta em ineficiências quando esses esquemas de RC são implementados, especialmente quando comparados aos bancos de dados e quando um grande volume de dados (ou fatos) precisa ser armazenado.

Nesta seção discutiremos quatro **conceitos de abstração** que são usados em ambos os modelos de dados semânticos, como o modelo EER e os esquemas de RC: 1) classificação e instanciação, 2) identificação, 3) especialização e generalização, e 4) agregação e associação. Os conceitos emparelhados, classificação e instanciação, são inversos, como os de generalização e especialização. Os conceitos de agregação e associação também estão relacionados. Discutiremos esses conceitos abstratos e as relações, para suas representações concretas usadas no modelo EER, de modo a esclarecer o processo de abstração de dados e melhorar nossa compreensão dos processos relativos ao projeto conceitual de esquemas. Fecharemos a seção com uma breve discussão sobre o termo *ontologia*, que está sendo largamente utilizado nas recentes pesquisas sobre a representação do conhecimento.

4.8.1 Classificação e Instanciação

O processo de **classificação** envolve, sistematicamente, a correlação de similaridade entre os objetos/entidades com as classes de objeto/tipos entidade. Podemos, assim, descrever (em BD) ou raciocinar (em RC) a respeito de classes em vez de objetos individuais. As coleções de objetos compartilham os mesmos tipos de atributos, relacionamentos e restrições, e pela classificação de objetos simplificamos o processo para a descoberta de suas propriedades. A **instanciação** é o inverso da classificação e se refere à geração e ao exame específico dos diferentes objetos de uma classe. Portanto, uma instância de objeto está relacionada à sua classe de objeto pelo relacionamento **E-UMA-INSTANCIA-DE** ou **E-UM-MEMBRO-DE**. Embora os diagramas da UML não exibam as instâncias, eles admitem uma forma de instanciação, permitindo a exibição de objetos individuais. *Não* descrevemos essa característica em nossa introdução à UML.

Em geral, os objetos de uma classe deveriam ter uma estrutura de tipo similar. Entretanto, alguns objetos podem exibir propriedades que diferem em alguns aspectos de outros objetos da classe; esses **objetos de exceção** também precisam ser modelados, e os esquemas de RC permitem mais variedade de exceções que os modelos de banco de dados. Além disso, certas propriedades se aplicam à classe como um todo, e não a objetos individualmente; os esquemas de RC permitem essas **propriedades de classe**. Os diagramas UML também possibilitam a especificação de propriedades de classe.

No modelo EER, as entidades são classificadas em tipos entidade, de acordo com seus atributos e relacionamentos básicos. Adiante, as entidades são classificadas em subclasses e categorias com base em similaridades e diferenças (exceções) adicionais entre elas. As instâncias de relacionamento são classificadas em tipos relacionamento. Portanto, os tipos entidade, subclasses, categorias e tipos relacionamento são tipos distintos de classes no modelo EER. O modelo EER não proporciona, explicitamente, as propriedades de classes, mas pode ser estendido para fazê-lo. Em UML, os objetos são classificados em classes e isso possibilita exibir tanto as propriedades das classes quanto as dos objetos individualmente.

Os modelos de representação de conhecimento permitem esquemas de classificação múltipla, no qual uma classe é uma *instância* de outra classe (chamada **metaclasse**). Observe que isso *não pode* ser representado diretamente no modelo EER porque temos apenas dois níveis — classes e instâncias. O único relacionamento entre as classes no modelo EER é um relacionamento de superclasse/subclasse, enquanto em alguns esquemas de RC um relacionamento adicional classe/instância pode ser representado diretamente em uma hierarquia de classe. Uma instância pode, ela mesma, ser outra classe, possibilitando esquemas de classificação de múltiplos níveis.

4.8.2 Identificação

A identificação é o processo de abstração pelo qual as classes e os objetos são identificados univocamente por meio de algum **identificador**. Por exemplo, um nome de classe identifica univocamente toda uma classe. Um mecanismo adicional é necessário para diferenciar as instâncias distintas de objetos, por meio do significado dos identificadores de objeto. Além disso, é necessário identificar as diversas manifestações no banco de dados do mesmo objeto do mundo real. Por exemplo, podemos ter uma tupla <Matthew Clarke, 610618, 376-9821> em uma relação PESSOA, e outra tupla <301-540836, CS, 3.8> em uma relação ALUNO, que acontecem para representar a mesma entidade do mundo real. Não há maneira de identificar o fato de que esses dois objetos do banco de dados (tuplas) representam a mesma entidade do mundo real, a menos que façamos o registro, *em tempo de projeto*, da referência cruzada apropriada que forneça essa identificação. Portanto, a identificação é necessária em dois níveis:

- Para a distinção entre os objetos e classes do banco de dados.
- Para identificar os objetos do banco de dados e relacioná-los aos seus correspondentes no mundo real.

No modelo EER, a identificação dos construtores de esquema é baseada em um sistema de nomes únicos para essas construções. Por exemplo, toda classe em um esquema EER — mesmo que seja um tipo entidade, uma subclasse, uma categoria ou um tipo relacionamento — deve ter um nome distinto. Os nomes dos atributos de uma dada classe também devem ser distintos. As regras para evitar a identificação ambígua de nomes de atributos em hierarquias ou reticulados de especializações e generalizações também são necessárias.

Em nível de objeto, os valores dos atributos-chave são usados para distinguir as entidades de um tipo entidade específico. Para os tipos entidade fracas, as entidades são identificadas por uma combinação dos valores de suas chaves parciais próprias e da(s) entidade(s) forte(s) com a(s) qual(is) está(ão) relacionada(s). As instâncias de relacionamento são identificadas por algumas combinações de entidades com as quais se relacionam, dependendo da razão de cardinalidade especificada.

4.8.3 Especialização e Generalização

A especialização é o processo de classificar uma classe de objetos em subclasses mais especializadas. A generalização é o processo inverso de generalizar diversas classes em uma classe abstrata de nível mais alto que inclua os objetos de todas essas classes. A especialização é um refinamento conceitual, enquanto a generalização é uma síntese conceitual. As subclasses são usadas no modelo EER para representar a especialização e a generalização. Chamamos o relacionamento entre uma subclasse e sua superclasse um relacionamento **E-UMA-SUBCLASSE-DE** ou, simplesmente, um relacionamento **E-UM** (IS-A).

4.8.4 Agregação e Associação

A agregação é um conceito de abstração para a construção de objetos compostos a partir de seus objetos componentes. Há três casos em que esse conceito pode ser relacionado ao modelo EER. O primeiro refere-se à situação na qual agregamos os valores do atributo de um objeto para formar o objeto como um todo. O segundo é quando representamos um relacionamento de agregação como um relacionamento comum. O terceiro, que o modelo EER não fornece explicitamente, implica a possibilidade de combinar os objetos que estão relacionados por uma instância de relacionamento em particular em um *objeto agregado de alto nível*. Isso é particularmente vantajoso quando o objeto agregado de alto nível está, ele mesmo, relacionado a outro objeto. Chamamos o relacionamento entre os objetos primitivos e seu objeto agregado **E-UMA-PARTE-DE**; o contrário é chamado **E-UM-COMPONENTE-DE**. A UML fornece todos os três tipos de agregação.

A abstração da **associação** é usada para associar os objetos de diversas *classes independentes*. Por isso, ela é um tanto similar ao segundo uso da agregação. É representada no modelo EER por tipos relacionamento e, na UML, por associações. Esse relacionamento abstrato é conhecido como **ESTA-ASSOCIADO-COM**.

De maneira a entender melhor os diferentes usos da agregação, considere o esquema ER mostrado na Figura 4.14a, que armazena as informações sobre entrevistas para emprego aplicadas a várias empresas. A classe EMPRESA é uma agregação dos atributos (ou objetos componentes) ENome (nome da empresa) e EEndereço (endereço da empresa), ao passo que CANDIDATO_EMPREGO é um agregado de SSN, Nome, Endereço e Telefone. Os atributos de relacionamento NomeContato e FoneContato representam o nome e o número do telefone da pessoa, na empresa, responsável pela entrevista. Suponha que algumas entrevistas resultem em ofertas de emprego, enquanto outras, não. Gostaríamos de tratar ENTREVISTA como uma classe para poder associá-la a OFERTA_EMPREGO. O esquema mostrado na Figura 4.14b está *incorreto* porque requer que cada instância do relacionamento entrevista tenha uma oferta de emprego. O esquema mostrado na Figura 4.14c não é permitido, pois o modelo ER não permite relacionamentos entre os relacionamentos (embora a UML o faça).

Uma maneira de representar essa situação é criar uma classe agregada de alto nível, composta por EMPRESA, CANDIDATO_EMPREGO e ENTREVISTA, e relacionar essa classe à OFERTA_EMPREGO, como mostrado na Figura 4.14d. Embora o modelo EER, de acordo com o que foi descrito neste livro, não tenha essa facilidade, alguns modelos de dados semânticos permitem fazer isso e chamam o objeto resultante de **objeto composto** ou **molecular**. Outros modelos tratam dos tipos entidade e tipos relacionamento uniformemente, portanto, permitem relacionamentos entre relacionamentos, como ilustrado na Figura 4.14c.

Para representar essa situação corretamente no modelo ER, conforme foi descrito aqui, precisaríamos criar um novo tipo entidade fraca ENTREVISTA, como pode ser visto na Figura 4.14c, e relacioná-lo a OFERTA_EMPREGO. Assim, poderemos sempre representar essas situações corretamente no modelo ER, por meio da criação de tipos entidade adicionais, embora seja conceitualmente mais desejável possuir uma representação direta de agregação, como na Figura 4.14d, ou permitir relacionamentos entre relacionamentos, como na Figura 4.14c.

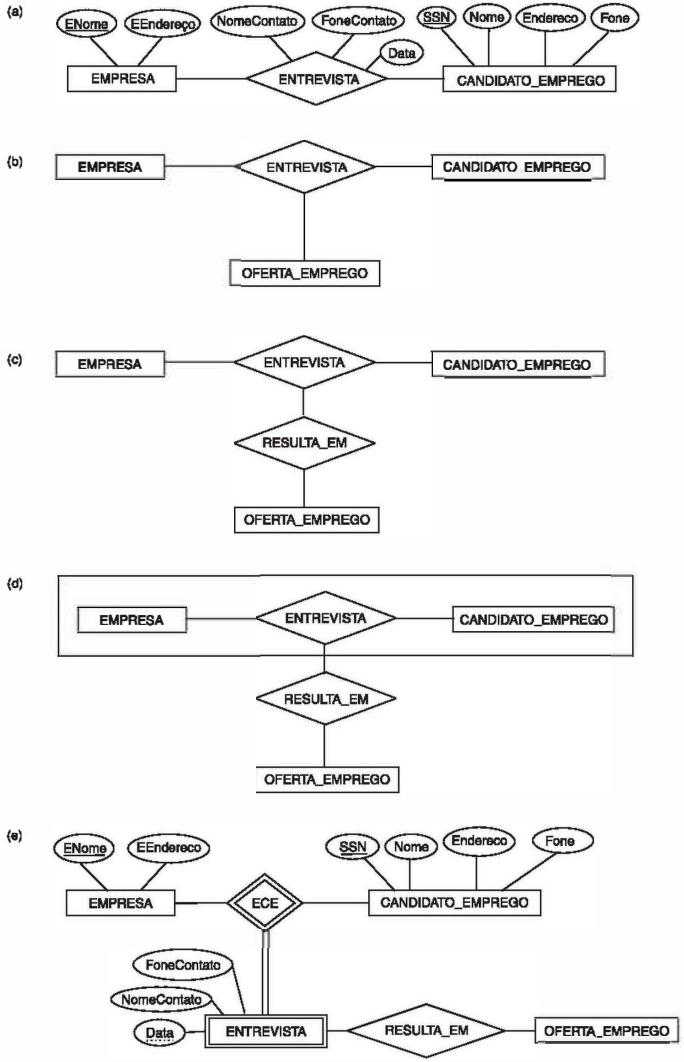


FIGURA 4.14 Agregação. (a) O tipo relacionamento ENTREVISTA. (b) Incluindo OFERTA_EMPREGO em um tipo relacionamento ternário (incorreto). (c) O relacionamento RESULTA_EM participando em outros relacionamentos (geralmente não permitido em ER). (d) Usando a agregação e um objeto composto (molecular) (normalmente não permitido em ER). (e) Representação correta em ER.

A principal distinção estrutural entre agregação e associação é a seguinte: quando uma instância de associação for deletada, os objetos participantes podem continuar existindo. Entretanto, se suportamos a noção de um objeto agregado — por exemplo, um CARRO, que é construído pelos objetos MOTOR, CHASSI, e PNEUS —, então deletar o objeto agregado CARRO implica deletar todos os seus objetos componentes.

4.8.5 Ontologias e a Web Semântica

Nos últimos anos, o montante de dados computadorizados e as informações disponíveis na Web disparavam de forma descontrolada. Muitos modelos e formatos diferentes são usados. Além dos modelos de banco de dados que apresentamos neste livro, muita informação é armazenada na forma de **documentos**, que são consideravelmente menos estruturados que as informações em um banco de dados. Um projeto de pesquisa que está empenhado em admitir a troca de informações entre os computadores na Web é chamado **Web Semântica**, cuja expectativa é a criação de modelos de representação de conhecimento genéricos o bastante para permitir a troca significativa de conhecimento e busca entre as máquinas. O conceito de *ontologia* é considerado a base mais promissora para atingir os objetivos da Web Semântica e está intimamente ligado à representação do conhecimento. Nesta seção daremos uma breve introdução do que é uma ontologia e como ela pode ser usada como base para a automatização do entendimento, busca e troca de informações.

O estudo de ontologias tenta descrever as estruturas e os relacionamentos que são possíveis na realidade, por meio de algum vocabulário comum e, assim, ser considerado um meio para descrever o conhecimento de uma certa comunidade sobre a realidade. A ontologia é originária da filosofia e da metafísica. Uma definição comumente usada de **ontologia** é "a *especificação* de uma *conceitualização*".[16]

Nessa definição, uma **conceitualização** é o conjunto de conceitos que são utilizados para representar a parte da realidade ou conhecimento que é de interesse de uma comunidade de usuários. A **especificação** refere-se à linguagem e aos termos de vocabulário que são usados para especificar a conceitualização. A ontologia inclui ambas, a *especificação* e a *conceitualização*. Por exemplo, a mesma conceitualização pode ser especificada em duas linguagens diferentes, resultando duas ontologias separadas. Com base nessa definição bastante geral, não há consenso sobre o que, exatamente, é uma ontologia. Algumas técnicas possíveis para descrever as ontologias que têm sido mencionadas são as seguintes:

- Um ***thesaurus*** (ou, ainda, um **dicionário** ou um **glossário** de termos) descreve os relacionamentos entre as palavras (vocabulário) que representam vários conceitos.
- Uma **taxonomia** descreve como os conceitos de uma área de conhecimento em particular são relacionados usando-se estruturas similares àquelas utilizadas em uma especialização ou generalização.
- Um **esquema de banco de dados** detalhado é considerado, por alguns, uma ontologia que descreve os conceitos (entidades e atributos) e relacionamentos de um minimundo real.
- Uma **teoria lógica** usa os conceitos de lógica matemática para tentar definir conceitos e seus inter-relacionamentos.

Em geral, os conceitos usados para descrever as ontologias são bastante similares aos que temos discutido na modelagem conceitual, como entidades, atributos, relacionamentos, especializações, e assim por diante. A principal diferença entre uma ontologia e, digamos, um esquema de um banco de dados, é que o esquema está, normalmente, limitado a descrever um subconjunto pequeno de um minimundo real, de maneira a armazenar e gerenciar os dados. Uma ontologia é, geralmente, considerada mais genérica naquilo que ela se empenha em descrever tão completamente quanto possível: uma parcela da realidade.

4.9 Resumo

Neste capítulo discutimos, primeiro, as extensões para o modelo ER que melhoram sua capacidade de representação. Chamamos o modelo resultante modelo ER estendido ou EER. O conceito de uma subclasse e suas superclasses e o mecanismo relacionado de herança de atributo/relacionamento foram apresentados. Vimos como, às vezes, é necessário criar classes de entidades adicionais, ou em decorrência de atributos específicos adicionais, ou por causa de tipos relacionamento específicos. Discutimos dois processos principais para definir hierarquias e reticulados de superclasse/subclasse: especialização e generalização.

Então mostramos como exibir essas novas construções em um diagrama EER. Também discutimos os vários tipos de restrições que podem ser aplicadas à especialização ou à generalização. As duas principais restrições são total/parcial e disjunção/sobreposição. Além disso, pode ser especificada uma definição por predicado, para uma subclasse ou uma definição por

16 Essa definição é dada em Gruber (1995).

atributo para uma especialização. Discutimos as diferenças entre as subclasses definidas pelo usuário e por predicado, e entre as especializações definidas pelo usuário e por atributo. Finalmente discutimos o conceito de uma categoria ou tipo união, que é um subconjunto da união de duas ou mais classes, e demos definições formais de todos esses conceitos apresentados.

Introduzimos, então, algumas das notações e terminologias UML para representar a especialização e a generalização. Discutimos também algumas das questões que dizem respeito às diferenças entre os relacionamentos binários e de grau superior, sob quais circunstâncias cada qual deveria ser usado quando projetando um esquema conceitual, e quais tipos diferentes de restrições em relacionamentos *n*-ário podem ser especificados. Na Seção 4.8 discutimos, brevemente, a disciplina de representação do conhecimento e como ela está relacionada à modelagem de dados semântica. Também fizemos uma avaliação e resumo dos tipos de conceitos de representação de dados abstratos: classificação e instanciação, identificação, especialização e generalização, e agregação e associação. Vimos como os conceitos de EER e UML estão relacionados a cada um deles.

Questões para Revisão

4.1. O que é uma subclasse? Quando uma subclasse é necessária na modelagem de dados?
4.2. Defina os seguintes termos: *superclasse de uma subclasse*, *relacionamento de superclasse/subclasse*, *relacionamento é_um (is-a)*, *especialização*, *generalização*, *categoria*, *atributos específicos (locais)*, *relacionamentos específicos*.
4.3. Discuta o mecanismo de herança de atributo/relacionamento. Por que ele é vantajoso?
4.4. Discuta subclasses definidas pelo usuário e definida por predicado, e identifique as diferenças entre as duas.
4.5. Discuta as especializações definidas pelo usuário e por atributo, e identifique as diferenças entre as duas.
4.6. Discuta os dois tipos principais de restrições em especializações e generalizações.
4.7. Qual é a diferença entre uma hierarquia de especialização e um reticulado de especialização?
4.8. Qual é a diferença entre especialização e generalização? Por que não exibimos essa diferença nos diagramas de esquemas?
4.9. Como uma categoria difere de uma subclasse regular compartilhada? Para que uma categoria é usada? Ilustre sua resposta com exemplos.
4.10. Para cada um dos seguintes termos da UML (seções 3.8 e 4.6), discuta o termo correspondente no modelo EER, se existir algum: *objeto*, *classe*, *associação*, *agregação*, *generalização*, *multiplicidade*, *atributos*, *discriminador*, *ligação*, *atributo de ligação*, *associação reflexiva*, *associação qualificada*.
4.11. Discuta as principais diferenças entre as notações para os diagramas de esquema EER e de classe UML, comparando como os conceitos comuns são representados em cada uma.
4.12. Discuta as duas notações para a especificação de restrições em relacionamentos *n*-ário e para que cada uma pode ser usada.
4.13. Liste os vários conceitos de abstração de dados e os de modelagem correspondentes no modelo EER.
4.14. Qual aspecto de agregação está ausente no modelo EER? Como o modelo EER pode ser estendido, posteriormente, para suportá-lo?
4.15. Quais são as principais similaridades e diferenças entre as técnicas de modelagem conceitual de banco de dados e de representação do conhecimento?
4.16. Discuta as similaridades e diferenças entre uma ontologia e um esquema de banco de dados.

Exercícios

4.17. Projete um esquema EER para uma aplicação de banco de dados em que você esteja interessado. Especifique todas as restrições que deveriam ser impostas ao banco de dados. Certifique-se de que o esquema tenha, pelo menos, cinco tipos entidade, quatro tipos relacionamento, um tipo entidade fraca, um relacionamento de superclasse/subclasse, uma categoria e um tipo relacionamento *n*-ário ($n > 2$).
4.18. Considere o esquema ER BANCO, da Figura 3.18, e suponha que seja necessário manter o controle de diferentes tipos de CONTAS (CONTA_POUPANCA, CONTA_CORRENTE, ...) e EMPRESTIMOS (EMPRESTIMOS_CARRO, EMPRESTIMOS_CASA, ...). Suponha, ainda, que seja desejável manter o controle das TRANSACOES das contas (depósitos, retiradas, cheques, ...) e dos PAGAMENTOS dos empréstimos; ambos incluem quantia, data e hora. Modifique o esquema BANCO usando os conceitos ER e EER de especialização e generalização. Declare todas as considerações que você fizer sobre os requisitos adicionais.
4.19 A seguinte narrativa descreve uma versão simplificada da organização das instalações das Olimpíadas, planejadas para os jogos olímpicos de verão. Desenhe um diagrama EER que mostre os tipos entidades os atributos, os relacionamentos e as especializações para essa aplicação. Declare todas as considerações que você fizer. As instalações dos jogos olímpicos estão divididas em complexos de esportes, sendo estes classificados em tipos de *esporte individual* e *multiesporte*. Os complexos de multiesporte têm áreas do complexo designadas para cada esporte, com um indicador de localização

(por exemplo, centro, área NE etc.). Um complexo tem uma localização, um chefe de organização individual, área total ocupada e outros. Cada complexo envolve uma série de eventos (por exemplo, a pista do estádio pode ser usada para muitas corridas diferentes). Para cada evento há uma data planejada, duração, número de participantes, número de oficiais, e assim por diante. Uma lista de todos os oficiais deverá ser mantida com a lista de eventos em que cada um estará envolvido. E equipamentos diferentes são necessários para os eventos (por exemplo, traves de gol, varas, barras paralelas), bem como para a manutenção. Os dois tipos de instalação (esporte individual e multiesporte) terão tipos diferentes de informação. Para cada tipo, o número de instalações necessárias é mantido com um orçamento aproximado.

4.20 Identifique todos os conceitos importantes representados no estudo de caso do banco de dados da biblioteca descritos aqui. Em particular, identifique as abstrações de classificação (tipos entidade e tipos relacionamento), agregação, identificação e especialização/generalização. Sempre que possível, especifique as restrições de cardinalidade (min, max). Liste os detalhes que eventualmente afetarão o projeto, mas que não se referem ao projeto conceitual. Liste também as restrições semânticas separadamente. Desenhe o diagrama EER do banco de dados da biblioteca.

Estudo de Caso: A Biblioteca Georgia Tech — Georgia Tech Library (GLT) — tem aproximadamente 16 mil sócios, 100 mil títulos e 250 mil volumes (ou uma média de 2,5 cópias por livro). Cerca de 10% dos volumes estão sempre emprestados. Os bibliotecários garantem que os livros que os sócios quiserem pegar emprestado estarão disponíveis quando desejarem. Assim, os bibliotecários devem saber quantas cópias de cada livro encontram-se na biblioteca, ou estão emprestadas, em um dado momento. Um catálogo dos livros está disponível on-line, constando os livros por autor, título e assunto. Para cada título da biblioteca há uma descrição no catálogo que pode ter de uma frase a diversas páginas. Os bibliotecários de referência querem ter acesso a essa descrição quando os sócios pedem informações sobre um livro. O pessoal da biblioteca divide-se em bibliotecário-chefe, bibliotecários associados aos departamentos, bibliotecários de referência, pessoal de verificação e assistentes de bibliotecário.

Os livros podem ser emprestados por 21 dias. Aos sócios é permitida a retirada de, no máximo, cinco livros por vez. Geralmente, eles devolvem os livros em três ou quatro semanas. A maioria deles sabe que tem uma semana de tolerância antes que uma notificação lhes seja enviada, por isso tentam devolver o livro emprestado antes do término desse período. Cerca de 5% dos sócios precisam ser lembrados sobre a devolução de um livro. A maior parte dos livros em atraso é devolvida dentro de um mês, a partir da data da dívida. Aproximadamente, 5% dos livros em atraso são perdidos ou nunca devolvidos. A maioria dos sócios ativos da biblioteca é composta por aqueles que fazem empréstimo, pelo menos, dez vezes durante o ano. Um por cento dos sócios faz 15% dos empréstimos, e 10% dos sócios fazem 40% dos empréstimos. Cerca de 20% dos sócios são totalmente inativos; e apesar de serem sócios, nunca fazem empréstimos.

Para se tornar um sócio da biblioteca, os requerentes preenchem um formulário informando seu SSN, endereço no *campus* e residencial para correspondência e números de telefone. Os bibliotecários emitem, então, um cartão eletrônico com a foto do sócio. Esse cartão é válido por quatro anos. Um mês antes de o cartão expirar, uma notificação para a renovação é enviada ao sócio. Os professores do instituto são, automaticamente, considerados sócios. Quando um novo docente ingressa no instituto, suas informações são preenchidas nos registros de empregados e um cartão da biblioteca é enviado ao seu endereço no *campus*. Aos professores é permitida a retirada de livros por um intervalo de três meses, com um período de tolerância de duas semanas. As notificações de renovação para os professores são enviadas ao endereço no *campus*.

A biblioteca não empresta determinados livros, como os de referência, livros raros e mapas. Os bibliotecários devem distinguir entre os livros que podem ser emprestados, e aqueles que não podem ser emprestados. Além disso, mantêm uma lista com alguns livros que desejariam adquirir, mas que não conseguem obter, como livros raros ou esgotados e livros que foram perdidos ou destruídos e que não foram substituídos. Os bibliotecários devem ter um sistema de controle para os livros que não podem ser emprestados, bem como para aqueles que têm interesse em adquirir. Alguns livros podem ter o mesmo título, portanto, o título não pode ser usado como identificação. Todo livro é identificado por seu Número de Livro Padrão Internacional — International Standard Book Number (ISBN) —, um código internacional único, designado a todos os livros. Dois livros com o mesmo título podem ter diferentes ISBNs, se estiverem em idiomas diferentes, ou se tiverem diferentes acabamentos (capa dura ou brochura). As edições do mesmo livro têm ISBNs diferentes.

O sistema de um banco de dados proposto deve controlar os sócios, os livros, o catálogo e as atividades de empréstimo.

4.21. Projete um banco de dados para controlar as informações de um museu de arte. Suponha que os seguintes requisitos sejam coletados:

- O museu tem uma coleção de OBJETOS_ARTE. Cada OBJETO_ARTE tem um único NumId, um Artista (se conhecido), um Ano (quando foi criado, se conhecido), um Título e uma Descrição. Os objetos de arte são categorizados de diversas formas, conforme apresentado a seguir.

- Os OBJETOS_ARTE são categorizados de acordo com o tipo. Há três principais: PINTURA, ESCULTURA e ESTATUARIA, e outro tipo chamado OUTROS, para acomodar os objetos que não se enquadram em um dos três tipos principais.
- Uma PINTURA tem um TipoTinta (óleo, aquarela etc.), o suporte em que é Desenhada (papel, tela, madeira etc.) e Estilo (moderno, abstrato etc.).
- Uma ESCULTURA ou uma ESTATUARIA tem um Material do qual foi criada (madeira, pedra etc.), Altura, Peso e Estilo.
- Um objeto de arte da categoria OUTROS possui um Tipo (gravura, foto etc.) e Estilo.
- Os OBJETOS_ARTE também são categorizados como COLECAO_PERMANENTE, que são propriedade do museu (contêm informação sobre a DataAquisicao, se estão EmExposicao ou no depósito e o Custo), ou EMPRESTADO, que possuiu informação referente à Colecao (da qual foi emprestado), DataEmprestimo e DataDevolucao.
- Os OBJETOS_ARTE também têm informação do país/cultura, usando a informação do país/cultura de Origem (italiana, egípcia, norte-americana, indiana etc.) e Período (Renascimento, Modernismo, Antigüidade etc.).
- O museu controla as informações a respeito do ARTISTA, se conhecido: Nome, DataNasc (se conhecida), DataMorte, PaisdeOrigem, Periodo, EstiloPrincipal e Descricao. Admite-se o Nome como único.
- Diferentes EXPOSICOES ocorrem, cada uma tendo um Nome, DataInicio e DataFinal. As EXPOSICOES estão relacionadas a todos os objetos de arte que estiveram em exibição durante o evento.
- São mantidas as informações de outras COLECOES com as quais o museu mantém contato, incluindo Nome (único), Tipo (museu, pessoal etc.), Descricao, Endereco, Telefone e atual PessoaContato.

Desenhe um diagrama do esquema EER para essa aplicação. Discuta todas as considerações feitas por você e justifique suas escolhas para o projeto EER.

4.22. A Figura 4.15 mostra um diagrama EER exemplo para um banco de dados de um pequeno aeroporto privado, que é usado para o controle dos aviões, seus proprietários, empregados e pilotos. Dos requisitos para esse banco de dados foram coletadas as seguintes informações: cada AVIAO tem um número de registro [Reg#], é de um tipo em particular [DE_TIPO] e está armazenado em um hangar [ARMAZENADO_EM]. Cada TIPO_AVIAO possui um número de modelo [Modelo], uma capacidade [Capacidade] e um peso [Peso]. Cada HANGAR tem um número [Número], capacidade [Capacidade] e localização [Localizacao]. O banco de dados também controla os PROPRIETARIOS de cada avião [POSSUI] e os EMPREGADOS que mantêm o avião [MANTEM]. Cada instância de relacionamento em POSSUI vincula um avião ao proprietário e inclui a data da compra [dataC]. Cada instância de relacionamento em MANTEM liga um empregado a um registro de serviço [SERVICO]. Cada avião passa por serviços muitas vezes, portanto, está relacionado por [SERVICO_AVIAO] a um número de registros de serviço. Um registro de serviço inclui como atributos a data da manutenção [Data], o número de horas gastas no trabalho [Horas], e o tipo de trabalho feito [Codigotrabalho]. Usamos um tipo entidade fraca [SERVICO], para representar o serviço do avião, pois o número do registro do avião é usado para identificar um registro de serviço. Um proprietário é uma pessoa ou uma corporação. Por isso usamos um tipo união (categoria) [PROPRIETARIO], que é um subconjunto da união dos tipos entidade corporação [CORPORACAO] e pessoa [PESSOA]. Os pilotos [PILOTO] e os empregados [EMPREGADO] são subclasses de PESSOA. Cada piloto tem atributos específicos, como número da licença [Num_Lic] e restrições [Restr]; cada empregado possui atributos específicos, como salário [Salario] e turno trabalhado [Turno]. Todas as entidades PESSOA no banco de dados têm dados mantidos em número do seguro social [SSN], nome [Nome], endereço [Endereco] e número de telefone [Fone]. Para as entidades CORPORACAO, os dados mantidos incluem nome [Nome], endereço [Endereco] e número de telefone [Fone]. O banco de dados também mantém o controle dos tipos de aviões com os quais cada piloto está autorizado a voar [VOA], e os tipos de aviões nos quais cada empregado pode trabalhar na manutenção [TRABALHA_EM]. Mostre como o esquema EER do PEQUENO AEROPORTO da Figura 4.15 pode ser representado na notação UML. (*Nota:* Não discutimos como representar as categorias tipos união em UML, assim, você não precisa mapeá-las nesta e na questão seguinte).

4.23. Mostre como o esquema EER da UNIVERSIDADE, da Figura 4.9, pode ser representado na notação UML.

Bibliografia Selecionada

Muitos artigos têm proposto modelos de dados conceituais ou semânticos. Fornecemos aqui uma lista representativa. Uma compilação de artigos, incluindo os de Abrial (1974), modelo DIAM de Senko (1975), método NIAM (Verheijen e Van-Bekkum, 1982) e Bracchi *et al.* (1976) apresenta os modelos semânticos baseados no conceito de relacionamentos binários. Outra coleção mais antiga de artigos discute os métodos para estender o modelo relacional, a fim de aumentar suas capacidades de modelagem. Isso inclui os artigos de Schmid e Swenson (1975), Navathe e Schkolnick (1978), o modelo RM/T de Codd (1979), Furtado (1978) e o modelo estrutural de Wiederhold e Elmasri (1979).

O modelo ER foi proposto, originalmente, por Chen (1976) e é formalizado em Ng (1981). Desde essa época, numerosas extensões para sua capacidade de modelagem têm sido propostas, como em Scheuermann *et al.* (1979), Dos Santos *et al.*

(1979), Teorey *et al.* (1986), Gogolla e Hohenstein (1991) e o modelo de relacionamento entidade-categoria (ECR) de Elmasri *et al.* (1985). Smith e Smith (1977) apresentaram os conceitos de generalização e agregação. O modelo de dados semânticos de Hammer e McLeod (1981) introduziu os conceitos de reticulados de classe/subclasse, bem como outros conceitos de modelagem avançada.

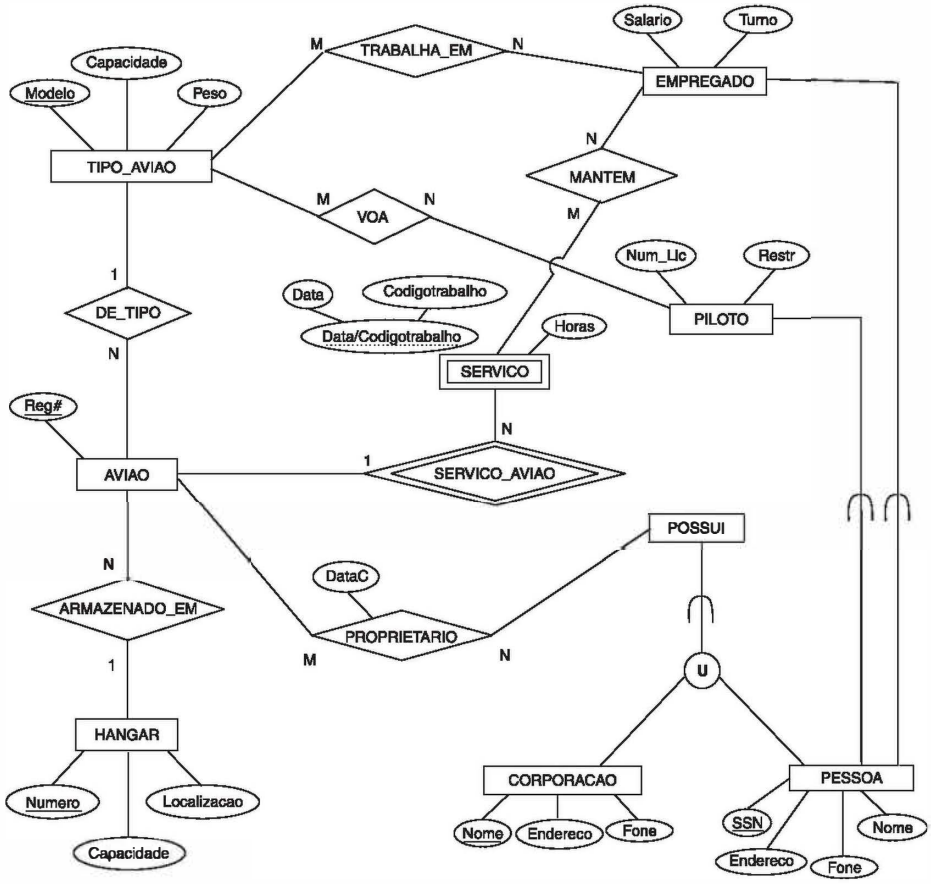


FIGURA 4.15 Esquema EER para um banco de dados de um PEQUENO AEROPORTO.

Uma pesquisa de modelagem de dados semânticos aparece em Hull e King (1987). Eick (1991) discute projeto e transformações dos esquemas conceituais. A análise de restrições para os relacionamentos *n*-ário é dada em Soutou (1998). A UML é descrita em detalhes em Booch, Rumbaugh e Jacobson (1999). Fowler e Scott (2000) e Stevens e Pooley (2000) dão introduções concisas aos conceitos UML.

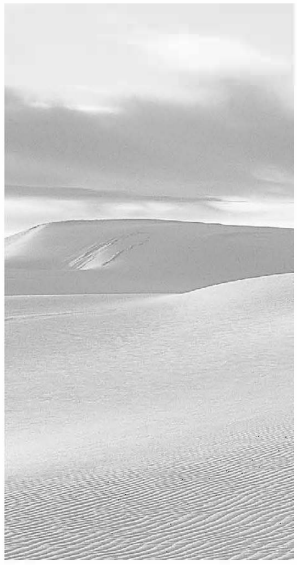
Fensel (2000) é uma boa referência para Web Semântica. Uschold e Gruninger (1996) e Gruber (1995) discutem ontologias. Uma recente publicação completa da *Communications* da ACM é dedicada aos conceitos e aplicações de ontologia.

Página em branco

2

MODELO RELACIONAL: CONCEITOS, RESTRIÇÕES, LINGUAGENS, DESIGN E PROGRAMAÇÃO

Página em branco



5

O Modelo de Dados Relacional e as Restrições de um Banco de Dados Relacional

Este capítulo inicia a Parte II do livro, com uma abordagem sobre os bancos de dados relacionais. O modelo relacional foi introduzido por Ted Codd, da IBM Research, em 1970, em um artigo clássico (Codd, 1970) que imediatamente atraiu a atenção em virtude de sua simplicidade e base matemática. O modelo usa o conceito de uma *relação matemática* — algo como uma tabela de valores — como seu bloco de construção básica e tem sua base teórica na teoria dos conjuntos e na lógica de predicados de primeira ordem. Neste capítulo discutiremos as características básicas do modelo e suas restrições.

As primeiras implementações comerciais do modelo relacional tornaram-se disponíveis no início da década de 80, como o SGBD Oracle e o sistema SQL/DS do sistema operacional MVS, da IBM. Desde essa época, o modelo tem sido implementado em um grande número de sistemas comerciais. Os SGBDs relacionais (SGBDRs) mais conhecidos atualmente são o DB2 e o Informix Dynamic Server (da IBM), o Oracle e o Rdb (da Oracle), e o SQL Server e o Access (da Microsoft).

Em razão da importância do modelo relacional, dedicamos toda a Parte II deste livro a esse modelo e às linguagens associadas a ele. O Capítulo 6 cobre as operações de álgebra relacional e introduz a notação de cálculo relacional para dois tipos de cálculo — o de tupla e o de domínio. O Capítulo 7 relaciona as estruturas de dados do modelo relacional aos construtores do modelo ER ou EER, e apresenta os algoritmos para planejamento de um esquema de banco de dados relacional, mapeando um esquema conceitual no modelo ER ou EER (capítulos 3 e 4) em uma representação relacional. Esses mapeamentos são incorporados em muitos projetos de banco de dados e ferramentas CASE.[1] No Capítulo 8 descrevemos a linguagem de consulta SQL, que é o *padrão* para os SGBDs relacionais comerciais. O Capítulo 9 discute as técnicas de programação usadas para acessar os sistemas de banco de dados e apresenta tópicos adicionais relacionados à linguagem SQL — restrições, visões e a noção de conexão a um banco de dados relacional via protocolos-padrão ODBC e JDBC. Os capítulos 10 e 11 da Parte III do livro apresentam outro aspecto do modelo relacional, chamado restrições formais de dependências funcionais ou multivaloradas. Essas dependências são usadas para desenvolver uma teoria de projeto de um banco de dados relacional baseada no conceito conhecido como *normalização*.

Os modelos de dados que precederam o modelo relacional compreendem os modelos hierárquico e de rede. Foram propostos na década de 60 e implementados em antigos SGBDs durante as décadas de 70 e 80. Em virtude de sua importância histórica e da grande base de usuários existente para esses SGBDs, incluímos um resumo dos pontos de especial interesse desses modelos em apêndices, que estão disponíveis no site do livro. Esses modelos e sistemas estarão conosco por muitos anos e serão, a partir de agora, referidos como *sistemas de banco de dados legados*.

Neste capítulo, concentraremo-nos na descrição dos princípios básicos do modelo relacional de dados. Começaremos definindo os conceitos de modelagem e a notação do modelo relacional, na Seção 5.1. A Seção 5.2 é dedicada à discussão de restrições relacionais, que são, agora, consideradas uma importante parte do modelo relacional, sendo automaticamente ga-

1 CASE significa engenharia de software auxiliada por computador (*computer-aided software engineering*).

rantidas pela maioria dos SGBDs relacionais. A Seção 5.3 define as operações de atualização do modelo relacional e discute como as violações de restrições de integridade são tratadas.

5.1 Conceitos do Modelo Relacional

O modelo relacional representa o banco de dados como uma coleção de *relações*. Informalmente, cada relação se parece com uma tabela de valores ou, em alguma extensão, com um arquivo de registros 'plano'. Por exemplo, o banco de dados dos arquivos que foram mostrados na Figura 1.2 é similar à representação do modelo relacional. Entretanto, há importantes diferenças entre relações e arquivos, conforme veremos em breve.

Quando uma relação é pensada como uma **tabela** de valores, cada linha na tabela representa uma coleção de valores de dados relacionados. Introduzimos, no Capítulo 3, os tipos entidade e os tipos relacionamento como conceitos para modelagem de dados do mundo real. No modelo relacional, cada linha na tabela representa um fato que corresponde a uma entidade ou relacionamento do mundo real. O nome da tabela e os nomes das colunas são usados para ajudar na interpretação do significado dos valores em cada linha. Por exemplo, a primeira tabela da Figura 1.2 é chamada ALUNO, pois cada linha representa os fatos sobre uma entidade aluno em particular. Os nomes das colunas — Nome, NumeroAluno, Classe e Curso_Hab — especificam como interpretar os valores de dados em cada linha, com base na coluna em que cada valor está. Todos os valores em uma coluna são do mesmo tipo de dado.

Na terminologia do modelo relacional formal, uma linha é chamada *tupla*, um cabeçalho de coluna é conhecido como *atributo*, e a tabela é chamada *relação*. O tipo de dado que descreve os tipos de valores que podem aparecer em cada coluna é representado pelo *domínio* de valores possíveis. Definimos, agora, esses termos — *domínio*, *tupla*, *atributo* e *relação* — mais precisamente.

5.1.1 Domínios, Atributos, Tuplas e Relações

Um **domínio** D é um conjunto de valores atômicos. Por **atômico** entendemos que cada valor no domínio é indivisível no que diz respeito ao modelo relacional. Um método comum para a especificação de um domínio é definir um tipo de dado do qual os valores de dados que formam o domínio sejam retirados. Também é útil especificar um nome para esse domínio, de modo a ajudar na interpretação de seus valores. Seguem alguns exemplos de domínios:

- Numeros_fone_EUA: o conjunto de números de telefone válido nos Estados Unidos, com dez dígitos.
- Numeros_fone_local: o conjunto de números de telefone de sete dígitos, válido para um código de área em particular nos Estados Unidos.
- Numeros_seguro_social: o conjunto de nove dígitos válidos do número do seguro social.
- Nomes: o conjunto de cadeias de caracteres que representa os nomes de pessoas.
- Medias_pontos_graduacao: possíveis valores de médias computadas de pontos para a graduação; cada um deve ser um número real (ponto-flutuante) entre zero e quatro.
- Idades_empregado: possíveis idades dos empregados de uma empresa; cada um deve ter um valor entre 15 e 80 anos de idade.
- Nomes_departamento_academico: o conjunto dos nomes dos departamentos acadêmicos em uma universidade, como ciência da computação, economia e física.
- Codigos_departamento_academico: o conjunto de códigos dos departamentos acadêmicos, como CC, ECON e FIS.

Os precedentes são chamados definições *lógicas* de domínios. Um **tipo de dado** ou **formato** também é especificado para cada domínio. Por exemplo, o tipo de dado para o domínio Numeros_fone_EUA pode ser declarado como uma cadeia de caracteres no formato *(ddd)ddd-dddd*, em que cada *d* é um dígito numérico (decimal), e os três primeiros dígitos formam um código de área de telefone válido. O tipo de dado para Idades_empregado é um número inteiro entre 15 e 80. Para Nomes_departamento_academico, o tipo de dado é o conjunto de todas as cadeias de caracteres que representam nomes válidos de departamentos. Assim, a um domínio é dado um nome, tipo de dado e formato. Informações adicionais para interpretação dos valores de um domínio também podem ser fornecidas; por exemplo, um domínio numérico como Pesos_pessoa deveria ter uma unidade de medida, como libras ou quilogramas.

Um **esquema de relação**[2] R, indicada por $R(A_1, A_2, \ldots, A_n)$, é composto de um nome de relação R e de uma lista de atributos $A_1, A_2, \ldots, A_n$. Cada **atributo** A_i é o nome de um papel desempenhado por algum domínio D no esquema de relação R.

2 Um esquema de relação é, algumas vezes, chamado **esquema de relação** (*relation scheme*).

D é chamado **domínio** de A_i e é indicado por **dom(A_i)**. Um esquema de relação é usado para *descrever* uma relação; R é chamado **nome** de sua relação. O **grau** (ou **arity**) de uma relação é o número n de atributos de seu esquema de relação.

Um exemplo de um esquema de relação para uma relação de grau sete, que descreve os universitários, é o seguinte:

ALUNO (Nome, SSN, FoneResidencia, Endereco, FoneEscritorio, Idade, MPG)

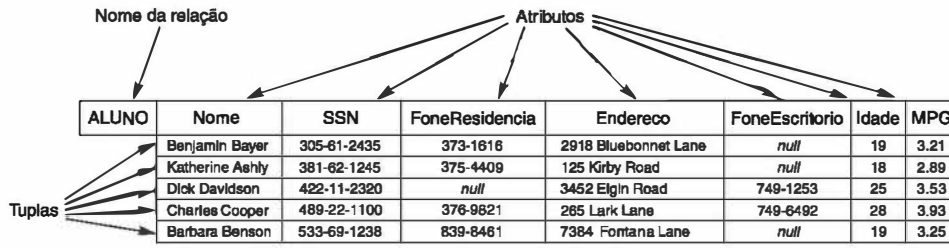
Usando o tipo de dado de cada atributo, a definição, algumas vezes, é escrita como:

ALUNO (Nome: *string*, SSN: *string*, FoneResidencia: *string*, Endereco: *string*, FoneEscritorio: *string*, Idade: *integer*, MPG: real)

Para esse esquema de relação, ALUNO é o nome da relação, que tem sete atributos. Na definição anterior, mostramos a designação de tipos genéricos, como *string* ou *integer* para os atributos. Mais precisamente, podemos especificar os seguintes domínios definidos previamente para alguns dos atributos da relação ALUNO: dom(Nome) = Nomes; dom(SSN) = Numeros_seguro_social; dom(FoneResidencia) = Numeros_fone_local,[3] dom(FoneEscritorio) = Numeros_fone_local, e dom (MPG) = Medias_pontos_graduacao. Também é possível referir-se a atributos de um esquema de relação por sua posição na relação, assim, o segundo atributo da relação ALUNO é SSN, enquanto o quarto atributo é Endereco.

Uma **relação** (ou **estado da relação**)[4] r do esquema de relação $R(A_1, A_2, \ldots, A_n)$, indicado por $r(R)$, é um conjunto de n-tuplas $r = \{t_1, t_2, \ldots, t_m\}$. Cada ***n*-tupla** t é uma lista ordenada de n valores $t = <v_1, v_2, \ldots, v_n>$, em que cada valor v_i, $1 \leq i \leq n$, é um elemento do dom(A_i) ou um valor **null** especial. O $i^{\text{ésimo}}$ valor na tupla t, que corresponde ao atributo A_i, é referido como $t[A_i]$ (ou $t[i]$, se usarmos a notação posicional). Os termos **intenção de relação** para o esquema R e **extensão de relação** para um estado de relação $r(R)$ também são comumente usados.

A Figura 5.1 mostra um exemplo de uma relação ALUNO que corresponde ao esquema ALUNO já especificado. Cada tupla na relação representa uma entidade aluno em particular. Exibimos a relação como uma tabela, na qual cada tupla é mostrada como uma *linha* e cada atributo corresponde a um *cabeçalho de coluna*, indicando um papel ou interpretação de valores dessa coluna. Os *valores null* representam os atributos cujos valores são desconhecidos ou não existem para alguma tupla individual de ALUNO.



ALUNO	Nome	SSN	FoneResidencia	Endereco	FoneEscritorio	Idade	MPG
	Benjamin Bayer	305-61-2435	373-1616	2918 Bluebonnet Lane	*null*	19	3.21
	Katherine Ashly	381-62-1245	375-4409	125 Kirby Road	*null*	18	2.89
	Dick Davidson	422-11-2320	*null*	3452 Elgin Road	749-1253	25	3.53
	Charles Cooper	489-22-1100	376-9821	265 Lark Lane	749-6492	28	3.93
	Barbara Benson	533-69-1238	839-8461	7384 Fontana Lane	*null*	19	3.25

FIGURA 5.1 Os atributos e as tuplas de uma relação ALUNO.

A definição anterior de uma relação pode ser *redefinida* mais formalmente como segue. Uma relação (ou estado da relação) $r(R)$ é uma **relação matemática** de grau n nos domínios dom(A_1), dom(A_2), ..., dom(A_n), que é um **subconjunto** do **produto cartesiano** dos domínios que definem R:

$$r(R) \subseteq (\text{dom}(A_1) \times \text{dom}(A_2) \times \ldots \times \text{dom}(A_n))$$

O produto cartesiano especifica todas as possíveis combinações de valores dos domínios subjacentes. Então, se indicamos o número total de valores, ou **cardinalidade**, em um domínio D por $|D|$ (presumindo que todos os domínios sejam finitos), o número total de tuplas no produto cartesiano é

$$|\text{dom}(A_1)| \times |\text{dom}(A_2)| \times \ldots \times |\text{dom}(A_n)|$$

De todas essas possíveis combinações, um estado de relação em um dado momento — **estado de relação corrente** — reflete apenas as tuplas válidas que representam um estado em particular do mundo real. Em geral, como o estado do mundo

3 Com o grande aumento dos números de telefones, causado pela proliferação dos telefones móveis, algumas áreas metropolitanas têm, agora, diversos códigos de área, tanto que a discagem local de sete dígitos tem sido suspensa. Nesse caso, poderíamos usar como domínio os Numeros_fone_EUA.

4 Também chamada uma **instância de relação**. Não usaremos esse termo porque a palavra *instância* será usada para referir-se a uma tupla ou linha única.

real muda, assim também a relação se transforma em outro estado de relação. Entretanto, o esquema R é relativamente estático e *não* muda, exceto muito raramente — por exemplo, por meio da adição de um atributo para representar uma nova informação que, originalmente, não era armazenada na relação.

É possível que muitos atributos possuam *o mesmo domínio*. Os atributos indicam diferentes **papéis**, ou interpretações, para um domínio. Por exemplo, na relação ALUNO, o mesmo domínio Numeros_fone_local desempenha o papel de FoneResidencia, referindo-se ao 'telefone residencial do aluno', e o papel de FoneEscritorio, ao 'fone do escritório do aluno.'

5.1.2 Características das Relações

A definição anterior de relações implica certas características que fazem uma relação diferente de um arquivo ou de uma tabela. Discutiremos, agora, algumas dessas características.

Ordenação de Tuplas em uma Relação. Uma relação é definida como um *conjunto* de tuplas. Matematicamente, os elementos de um subconjunto *não* têm *ordem* entre eles, portanto, as tuplas em uma relação não têm qualquer ordem em particular. Entretanto, em um arquivo, os registros são fisicamente armazenados em disco (ou na memória), então, sempre há uma ordem entre os registros. Essa ordenação indica o primeiro, o segundo, i-ésimos e o último registro no arquivo. Analogamente, quando exibimos uma relação em uma tabela, as linhas são exibidas em uma certa ordem.

A ordenação de tupla não é parte da definição de uma relação, porque uma relação se esforça para representar fatos em um nível lógico ou abstrato. Muitas ordens lógicas podem ser especificadas em uma relação. Por exemplo, as tuplas da relação ALUNO, na Figura 5.1, poderiam ser ordenadas logicamente pelos valores de Nome, ou SSN, ou Idade, ou por algum outro atributo. A definição de uma relação não especifica qualquer ordem: *não* há *preferência* por uma ordenação lógica sobre outra. Por isso a relação exibida na Figura 5.2 é considerada *idêntica* àquela mostrada na Figura 5.1. Quando uma relação é implementada como um arquivo ou exibida como uma tabela, uma ordenação em particular pode ser especificada nos registros do arquivo ou linhas da tabela.

Ordenação de Valores Dentro de uma Tupla e uma Definição Alternativa de uma Relação. De acordo com a definição anterior de uma relação, uma n-tupla é uma *lista ordenada* de n valores, tanto assim que a ordenação de valores em uma tupla — ou seja, dos atributos no esquema da relação — é importante. Entretanto, em nível lógico, a ordem dos atributos e seus valores *não* são tão importantes, enquanto a correspondência entre atributos e valores for mantida.

Uma **definição alternativa** de uma relação pode ser dada, tornando *desnecessária* a ordenação de valores em uma tupla. Nessa definição, um esquema de relação $R = \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$ é um conjunto de atributos, e um estado da relação $r(R)$, um conjunto finito de mapeamentos $r = \{t_1, t_2, \ldots, t_m\}$, em que cada tupla t_i é um **mapeamento** de R para D, e D, a união dos domínios do atributo, isto é, $D = \text{dom}(A_1) \cup \text{dom}(A_2) \cup \ldots \cup \text{dom}(A_n)$. Nessa definição, $t[A_i]$ deve estar em $\text{dom}(A_i)$ para $1 \leq i \leq n$ para cada mapeamento t em r. Cada mapeamento t_i é conhecido como uma tupla.

De acordo com essa definição de tupla como um mapeamento, uma **tupla** pode ser considerada um **conjunto** de pares (<atributo>, <valor>), em que cada par fornece o valor do mapeamento de um atributo A_i para um valor v_i do $\text{dom}(A_i)$. A ordenação dos atributos *não* é importante, porque o nome do atributo aparece com seu valor. Por definição, as duas tuplas mostradas na Figura 5.3 são idênticas. Isso faz sentido em nível abstrato ou lógico, uma vez que não há razão para preferir que, em uma tupla, o valor de um atributo apareça antes do outro.

Quando uma relação é implementada como um arquivo, os atributos são fisicamente ordenados como campos dentro de um registro. Geralmente usamos a **primeira definição** de relação, em que os atributos e os valores nas tuplas *estão ordenados*, pois isso torna a notação mais simples. Entretanto, a definição alternativa dada aqui é mais geral.[5]

Valores e *Nulls* nas Tuplas. Cada valor em uma tupla é um valor **atômico**, isto é, não é divisível em componentes dentro da estrutura do modelo relacional básico. Por isso os atributos compostos e multivalorados (Capítulo 3) não são permitidos. Esse modelo é chamado, às vezes, **modelo relacional plano**. Muito da teoria por trás do modelo relacional foi desenvolvida com essa conjectura em mente, chamada pressuposto[6] da **primeira forma normal**. Por isso os atributos multivalorados devem ser representados em relações separadas, e os atributos compostos são representados, no modelo[7] relacional básico, apenas por seus atributos componentes simples.

---

5 Como veremos, a definição alternativa de relação será útil quando discutirmos o processamento de consulta nos capítulos 15 e 16.

6 Discutiremos essa pressuposição com mais detalhes no Capítulo 10.

7 As extensões do modelo relacional removem essas restrições. Por exemplo, os sistemas objeto-relacionais permitem os atributos complexo-estruturados como **não-primeira forma normal** ou modelos relacionais **aninhados**, como veremos no Capítulo 22.

ALUNO	Nome	SSN	FoneResidencia	Endereco	FoneEscritorio	Idade	MPG
	Dick Davidson	422-11-2320	*null*	3452 Elgin Road	749-1253	25	3.53
	Barbara Benson	533-69-1238	839-8461	7384 Fontana Lane	*null*	19	3.25
	Charles Cooper	489-22-1100	376-9821	265 Lark Lane	749-6492	28	3.93
	Katherine Ashly	381-62-1245	375-4409	125 Kirby Road	*null*	18	2.89
	Benjamin Bayer	305-61-2435	373-1616	2918 Bluebonnet Lane	*null*	19	3.21

FIGURA 5.2 A relação ALUNO da Figura 5.1 com uma ordenação diferente das tuplas.

t = < (Nome, Dick Davidson),(SSN, 422-11-2320),(FoneResidencia, *null*),(Endereco, 3452 Elgin Road), (FoneEscritorio, 749-1253),(Idade, 25),(MPG, 3.53)>

t = < (Endereco, 3452 Elgin Road),(Nome, Dick Davidson),(SSN, 422-11-2320),(Idade, 25), (FoneEscritorio,749-1253),(MPG, 3.53),(FoneResidencia, *null*)>

FIGURA 5.3 Duas tuplas idênticas quando a ordenação dos atributos e dos valores não faz parte da definição de relação.

Um importante conceito se refere a ***nulls***, que são usados para representar os valores de atributos que podem ser desconhecidos ou não se aplicar a uma tupla. Um valor especial, chamado ***null***, é usado para esses casos. Por exemplo, na Figura 5.1, algumas tuplas dos alunos têm *null* para seus fones de escritório, porque eles não têm um escritório (isto é, o fone do escritório *não se aplica* a esses alunos). Outros alunos dispõem de *null* para o fone residencial, presumivelmente porque eles não possuem um fone residencial ou têm um, mas não o conhecemos (o valor é *desconhecido*). Em geral, podemos ter *diversos significados* para os valores *null*, como 'valor desconhecido', 'valor existe, mas não está disponível' ou 'atributo não se aplica a essa tupla'. Um exemplo desse último tipo de *null* ocorrerá se adicionarmos um atributo Visto_status à relação ALUNO, que se aplica apenas às tuplas que representam os alunos estrangeiros. É possível planejar diferentes códigos para diferentes significados de valores *null*. A incorporação de diferentes tipos de valores *null* nas operações de modelo relacional (Capítulo 6) tem apresentado dificuldades e está fora do escopo da nossa discussão.

Interpretação (Sentido) de uma Relação. O esquema de relação pode ser interpretado como uma declaração ou um tipo de **asserção**. Por exemplo, o esquema da relação ALUNO da Figura 5.1 declara que, em geral, uma entidade aluno tem um Nome, SSN, FoneResidencia, Endereco, FoneEscritorio, Idade e MPG. Cada tupla na relação pode, então, ser interpretada como um **fato** ou uma instância em particular da asserção. Por exemplo, a primeira tupla da Figura 5.1 estabelece o fato de que há um aluno cujo nome é Benjamin Bayer, seu SSN é 305-61-2435, sua Idade é 19, e assim por diante.

Observe que algumas relações devem representar fatos sobre *entidades*, ao passo que outras relações devem representar fatos sobre *relacionamentos*. Por exemplo, o esquema de relação CURSO_HAB (SSNAluno, CodigoDepartamento) estabelece que os alunos fazem seus cursos em departamentos acadêmicos. Uma tupla nessa relação liga um aluno ao departamento de seu curso. Por isso o modelo relacional representa os fatos sobre ambos, entidades e relacionamentos, *indistintamente*, como relações. Às vezes, esse fato compromete o entendimento, pois é preciso supor se uma relação representa um tipo entidade ou um tipo relacionamento. Os procedimentos de mapeamento no Capítulo 7 mostram como diferenciar as construções de modelos ER e EER, convertidos em relações.

Uma interpretação alternativa para um esquema de relação é entendê-la como um **predicado** — nesse caso, os valores em cada tupla são interpretados como valores que *satisfazem* o predicado. Essa interpretação é bastante útil no contexto de linguagens lógicas de programação, como Prolog, pois permite que o modelo relacional seja usado com essas linguagens (Seção 24.4).

5.1.3 Notação do Modelo Relacional

Usaremos a seguinte notação em nossa apresentação:

- Um esquema de relação R de grau n é indicado por $R(A_1, A_2, \ldots, A_n)$.
- Uma n-tupla t em uma relação $r(R)$ é indicada por $t = <v_1, v_2, \ldots, v_n>$, em que v_i é o valor correspondente ao atributo A_i. A seguinte notação refere-se aos **valores componentes** das tuplas:
  - Ambos, $t[A_i]$ e $t.A_i$ (e, algumas vezes, $t[i]$), referem-se ao valor v_i em t do atributo A_i.
  - Ambos, $t[A_u, A_w, \ldots, A_z]$ e $t.(A_u, A_w, \ldots, A_z)$, em que $A_u, A_w, \ldots, A_z$ é uma lista de atributos de R, fazem referência à subtupla de valores $<v_u, v_w, \ldots, v_z>$ de t, correspondentes aos atributos especificados na lista.
- As letras Q, R, S significam nomes de relação.

- As letras q, r, s significam estados da relação.
- As letras t, u, v significam tuplas.
- Em geral, o nome de um esquema de relação, como ALUNO, *também indica* o conjunto corrente de tuplas nessa relação — o *estado corrente da relação* —, enquanto ALUNO(Nome, SSN, ...) refere-se *apenas* ao esquema da relação.
- Um atributo A pode ser qualificado com o nome de relação R à qual ele pertence pelo uso da *notação de ponto* $R.A$ — por exemplo, ALUNO.Nome ou ALUNO.Idade. Isso porque o mesmo nome pode ser usado por dois atributos em diferentes relações. Entretanto, todos os nomes de atributos *em uma relação em particular* devem ser distintos.

Como um exemplo, considere a tupla t = <'Barbara Benson', '533-69-1238', '839-8461', '7384 Fontana Lane', *null*, 19, 3.25> da relação ALUNO da Figura 5.1. Temos t[Nome] = <'Barbara Benson'>, e t[SSN, MPG, Idade] = <'533-69-1238', 3.25, 19>.

5.2 Restrições do Modelo Relacional e Esquemas de um Banco de Dados Relacional

Até aqui discutimos as características de uma única relação. Em um banco de dados relacional, normalmente existirão muitas relações, e as tuplas dessas relações estão, em geral, relacionadas de várias maneiras. O estado do banco de dados como um todo corresponderá aos estados de todas as suas relações em um determinado instante. Há, geralmente, muitas limitações ou **restrições** para os valores reais em um estado do banco de dados. Essas restrições são derivadas de regras do minimundo que o banco de dados representa, conforme discutimos na Seção 1.6.8.

Nesta seção discutiremos as várias limitações nos dados que podem ser especificadas em um banco de dados relacional, na forma de restrições. As restrições em bancos de dados podem, geralmente, ser divididas em três categorias principais:

1. Restrições que são inerentes ao modelo de dado. Vamos chamá-las **restrições inerentes baseadas em modelo**.
2. Restrições que podem ser expressas diretamente nos esquemas do modelo de dado, normalmente por suas especificações em DDL (linguagem de definição de dado — *data definition language*, Seção 2.3.1). São conhecidas como **restrições baseadas em esquema**.
3. Restrições que *não podem* ser expressas diretamente nos esquemas do modelo de dado e, por isso, devem ser expressas e impostas pelos programas de aplicação. Chamamo-nas de **restrições baseadas em aplicação**.

As características das relações, que discutimos na Seção 5.1.2, são as restrições inerentes do modelo relacional e pertencem à primeira categoria; por exemplo, a restrição de que uma relação não pode ter tuplas repetidas é aquela inerente. As restrições que discutiremos nesta seção são da segunda categoria, daquelas que podem ser expressas no esquema do modelo relacional por meio de DDL. As restrições da terceira categoria são mais gerais e difíceis de expressar e impor dentro do modelo de dados e, por isso, são geralmente asseguradas por meio dos programas de aplicação.

Outra categoria importante de restrições são as *dependências de dados*, que incluem as *dependências funcionais* e *as multivaloradas*. Elas são usadas, principalmente, para testar a 'excelência' do projeto de um banco de dados relacional e são utilizadas em um processo chamado *normalização*, discutido nos capítulos 10 e 11.

Discutiremos, agora, os tipos principais de restrições que podem ser expressas no modelo relacional — as restrições baseadas em esquema, da segunda categoria. Incluem as restrições de domínio, restrições de chave, restrições em *null*, restrições de integridade de entidade e restrições de integridade referencial.

5.2.1 Restrições de Domínio

As restrições de domínio especificam que, dentro de cada tupla, o valor de cada atributo A deve ser um valor atômico do domínio dom(A). Já discutimos, na Seção 5.1.1, as formas pelas quais os domínios podem ser especificados. Os tipos de dados associados aos domínios incluem os tipos de dados numéricos padrões para inteiros (como inteiro curto, inteiro e inteiro longo) e números reais (ponto flutuante e flutuante de precisão dupla). Os caracteres, booleanos e as cadeias de caracteres de comprimento fixo e de comprimento variável também estão disponíveis, como data, hora, *timestamp* (marca de tempo) e, em alguns casos, os tipos de dado de moeda. Outros domínios possíveis podem ser descritos por um subconjunto de valores de um tipo de dado ou por um tipo de dado enumerado, por meio dos quais todos os possíveis valores serão, explicitamente, relacionados. Em vez de descrevê-los em detalhes aqui, discutiremos os tipos de dados oferecidos pelo padrão relacional SQL-99 na Seção 8.1.

5.2.2 Restrições de Chave e em Valores *Null*

Uma *relação* é definida como um *conjunto de tuplas*. Por definição, todos os elementos de um conjunto são distintos, por isso, todas as tuplas da relação também devem ser distintas. Isso significa que duas tuplas não podem ter a mesma combinação de valores para *todos* os seus atributos. Geralmente, há outros **subconjuntos de atributos** de um esquema de relação R com a propriedade de que duas tuplas, em qualquer estado de relação r de R, não tenham as mesmas combinações de valores para esses atributos. Suponha que indiquemos um desses subconjuntos de atributos por SK; então, para quaisquer duas tuplas *distintas* t_1 e t_2 em um estado de relação r de R, teremos a restrição que

$$t_1[SK] \neq t_2[SK]$$

Qualquer um desses conjuntos de atributos SK é chamado **superchave** do esquema de relação R. Uma superchave SK especifica uma *restrição de unicidade*, na qual duas tuplas distintas, em qualquer estado r de R, não podem ter o mesmo valor para SK. Toda relação tem, pelo menos, uma superchave *default* — o conjunto de todos os seus atributos. Uma superchave pode ter os atributos redundantes, entretanto, um conceito mais vantajoso é o de uma *chave* que não apresenta redundância. Uma **chave** K de um esquema de relação R é uma superchave de R, com a propriedade adicional de, ao remover qualquer atributo A de K, o conjunto de atributos K' restante não será mais uma superchave de R. Portanto, uma chave satisfaz duas restrições:

1. Duas tuplas distintas, em qualquer estado da relação, não podem ter valores idênticos para (todos) os atributos da chave.
2. Ela é uma *superchave mínima* — isto é, uma superchave da qual não podemos remover quaisquer atributos e ainda manter a restrição de unicidade garantida pela condição 1.

A primeira condição se aplica tanto às chaves como às superchaves. A segunda condição é requerida apenas para as chaves. Por exemplo, considere a relação ALUNO da Figura 5.1. O conjunto de atributo {SSN} é uma chave de ALUNO, porque duas tuplas de aluno não podem ter o mesmo valor para SSN.[8] Todo conjunto de atributos que contiver SSN — por exemplo, {SSN, Nome, Idade} — será uma superchave. Entretanto, a superchave {SSN, Nome, Idade} não é uma chave de ALUNO, pois remover Nome ou Idade, ou ambos, do conjunto, ainda nos deixa com uma superchave. Em geral, toda superchave, formada por um único atributo, também é uma chave. Uma chave com vários atributos exige que *todos* garantam a propriedade de unicidade.

O valor de um atributo-chave também pode ser usado para identificar, unicamente, cada tupla na relação. Por exemplo, o valor 305-61-2435 de SSN identifica unicamente a tupla correspondente a Benjamin Bayer na relação ALUNO. Observe que um conjunto de atributos constituindo uma chave é uma propriedade do esquema da relação; é uma restrição que se manteria em *todos* os estados válidos de relação desse esquema. Uma chave é determinada em função do significado dos atributos, e a propriedade *não varia no tempo*: ela deve continuar a ser mantida quando inserimos novas tuplas na relação. Por exemplo, não podemos e não deveríamos indicar o atributo Nome, da relação ALUNO na Figura 5.1, como uma chave, pois é possível existirem dois alunos com nomes idênticos, a qualquer momento, em um estado válido.[9]

CARRO	NumeroLicenca	NumeroChassi	Marca	Modelo	Ano
	Texas ABC-739	A69352	Ford	Mustang	96
	Flórida TVP-347	B43696	Oldsmobile	Cutlass	99
	Nova York MPO-22	X83554	Oldsmobile	Delta	95
	Califórnia 432-TFY	C43742	Mercedes	190-D	93
	Califórnia RSK-629	Y62935	Toyota	Camry	98
	Texas RSK-629	U028365	Jaguar	XJS	98

FIGURA 5.4 A relação CARRO com duas chaves candidatas: NumeroLicenca e NumeroChassi.

Em geral, um esquema de relação pode ter mais de uma chave. Nesse caso, cada uma das chaves é chamada **chave candidata**. Por exemplo, a relação CARRO, na Figura 5.4, tem duas chaves candidatas: NumeroLicenca e NumeroChassi. É comum indicar uma das chaves candidatas como a **chave primária** da relação. Essa é a chave candidata cujos valores são usados para *identificar* tuplas na relação. Usaremos a convenção de que os atributos que formam a chave primária de um esquema de relação devam ser sublinhados, como mostrado na Figura 5.4. Observe que, quando um esquema de relação tem diversas chaves

8 Observe que SSN também é uma superchave.

9 Os nomes são, às vezes, usados como chaves, porém, algum artifício — como anexar um número ordinal — precisa ser empregado para distinguir os nomes idênticos.

candidatas, a escolha de uma para se tornar a chave primária é arbitrária, entretanto, geralmente é melhor optar por uma chave primária com um atributo único ou com um número pequeno de atributos.

Outra restrição nos atributos especifica se valores *null* são ou não permitidos. Por exemplo, se toda tupla de ALUNO tem um valor válido, não nulo, para o atributo Nome, então Nome de ALUNO é forçado a ser **NOT *NULL* (não nulo)**.

5.2.3 Bancos de Dados Relacionais e Esquemas de um Banco de Dados Relacional

As definições e restrições que temos discutido até aqui se aplicam às relações únicas e seus atributos. Um banco de dados relacional contém, geralmente, muitas relações, com suas tuplas relacionadas de várias maneiras entre si. Nesta seção, definimos um banco de dados e um esquema de um banco de dados relacional. Um **esquema de um banco de dados relacional** S é um conjunto de esquemas de relação $S = \{R_1, R_2, \ldots, R_m\}$ e um conjunto de **restrições de integridade** IC. Um **estado de um banco de dados relacional**[10] DB de S é um conjunto dos estados da relação $DB = \{r_1, r_2, \ldots, r_m\}$, de forma que cada r_i seja um estado de R_i, e de maneira que os estados da relação r_i satisfaçam as restrições de integridade especificadas em IC. A Figura 5.5 mostra um esquema de um banco de dados relacional que chamamos EMPRESA = {EMPREGADO, DEPARTAMENTO, DEPTO_LOCACOES, PROJETO, TRABALHA_EM, DEPENDENTE}. Os atributos sublinhados representam as chaves primárias. A Figura 5.6 mostra um estado do banco de dados relacional, correspondendo ao esquema EMPRESA. Usaremos esse esquema e estado de um banco de dados neste capítulo, e nos capítulos 6 a 9, para o desenvolvimento de consultas de exemplo nas diferentes linguagens relacionais. Quando nos referimos a um banco de dados relacional incluímos, implicitamente, seu esquema e seu estado corrente. Um estado de um banco de dados que não obedece a todas as restrições de integridade é chamado **estado inválido**, e um estado que satisfaz todas as restrições em IC é conhecido como **estado válido**.

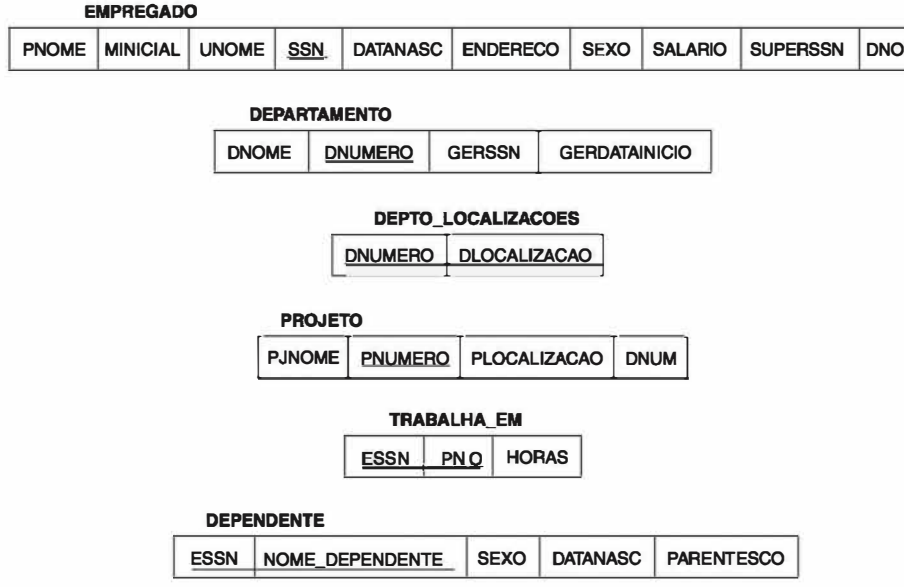


FIGURA 5.5 Diagrama para o esquema do banco de dados relacional EMPRESA.

Na Figura 5.5, o atributo DNUMERO em DEPARTAMENTO e DEPTO_LOCALIZACOES abriga o mesmo conceito do mundo real — o número de um dado departamento. Esse mesmo conceito é chamado DNO em EMPREGADO, e DNUM em PROJETO. Os atributos que representam o mesmo conceito do mundo real podem ou não ter nomes idênticos em diferentes relações. Alternativamente, os atributos que representam diferentes conceitos podem ter o mesmo nome em diferentes relações. Por exemplo, poderíamos ter usado o nome de atributo NOME para PJNOME de PROJETO, e DNOME de DEPARTAMENTO; nesse caso, teríamos dois atributos que compartilham o mesmo nome, mas que representam conceitos diferentes do mundo real — nomes de projeto e nomes de departamento.

10 Um *estado* de um banco de dados é, às vezes, chamado *instância* do banco de dados relacional. Entretanto, como mencionamos anteriormente, não usaremos o termo *instância*, uma vez que ele também se aplica a tuplas únicas.

Em algumas versões anteriores do modelo relacional, considerou-se que o mesmo conceito do mundo real, quando representado por um atributo, deveria ter nomes *idênticos* em todas as relações. Isso cria problemas quando o mesmo conceito do mundo real é usado em diferentes papéis (significados) na mesma relação. Por exemplo, o conceito de número do seguro social aparece duas vezes na relação EMPREGADO da Figura 5.5: uma no papel de número do seguro social do empregado e outra no papel de número do seguro social do supervisor. Nós lhes demos nomes de atributo distintos — SSN e SUPERSSN, respectivamente — de maneira a distinguir seus significados.

EMPREGADO

PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
John	B	Smith	123456789	1965-01-09	731 Fondren, Houston, TX	M	30000	333445555	5
Franklin	T	Wong	333445555	1955-12-08	638 Voss, Houston, TX	M	40000	888665555	5
Alicia	J	Zelaya	999887777	1968-01-19	3321 Castle, Spring, TX	F	25000	987654321	4
Jennifer	S	Wallace	987654321	1941-06-20	291 Berry, Bellaire, TX	F	43000	888665555	4
Ramesh	K	Narayan	666884444	1962-09-15	975 Fire Oak, Humble, TX	M	38000	333445555	5
Joyce	A	English	453453453	1972-07-31	5631 Rice, Houston, TX	F	25000	333445555	5
Ahmad	V	Jabbar	987987987	1969-03-29	980 Dallas, Houston, TX	M	25000	987654321	4
James	E	Borg	888665555	1937-11-10	450 Stone, Houston, TX	M	55000	*null*	1

DEPT_LOCALIZACOES

DNUMERO	DLOCALIZACAO
1	Houston
4	Stafford
5	Bellaire
5	Sugarland
	Houston

DEPARTAMENTO

DNOME	DNUMERO	GERSSN	GERDATAINICIO
Pesquisa	5	333445555	1988-05-22
Administração	4	987654321	1995-01-01
Sede administrativa	1	888665555	1981-06-19

TRABALHA_EM

ESSN	PNO	HORAS
123456789	1	32.5
123456789	2	7.5
666884444	3	40.0
453453453	1	20.0
453453453	2	20.0
333445555	2	10.0
333445555	3	10.0
333445555	10	10.0
333445555	20	10.0
999887777	30	30.0
999887777	10	10.0
987987987	10	35.0
987987987	30	5.0
987654321	30	20.0
987654321	20	15.0
888665555	20	*null*

PROJETO

PJNOME	PNUMERO	PLOCALIZACAO	DNUM
ProdutoX	1	Bellaire	5
ProdutoY	2	Sugarland	5
ProdutoZ	3	Houston	5
Automatização	10	Stafford	4
Reorganização	20	Houston	1
Novos Benefícios	30	Stafford	4

DEPENDENTE

ESSN	NOME_DEPENDENTE	SEXO	DATANASC	PARENTESCO
333445555	Alice	F	1986-04-05	FILHA
333445555	Theodore	M	1983-10-25	FILHO
333445555	Joy	F	1958-05-03	CÔNJUGE
987654321	Abner	M	1942-02-28	CÔNJUGE
123456789	Michael	M	1988-01-04	FILHO
123456789	Alice	F	1988-12-30	FILHA
123456789	Elizabeth	F	1967-05-05	CÔNJUGE

FIGURA 5.6 Um estado de um banco de dados possível para o esquema do banco de dados relacional EMPRESA.

Cada SGBD relacional deve ter uma linguagem de definição de dados (DDL) para a definição de um esquema de um banco de dados relacional. Os SGBDs atuais estão, em sua maior parte, usando o SQL com esse objetivo. Das seções 8.1 até 8.3, apresentaremos a DDL do SQL.

As restrições de integridade são especificadas no esquema do banco de dados, e espera-se que sejam mantidas em qualquer estado válido do banco de dados desse esquema. Além das restrições de domínio, chave e NOT NULL, outros dois tipos de restrições são considerados parte do modelo relacional: de integridade de entidade e de integridade referencial.

5.2.4 Integridade de Entidade, Integridade Referencial e Chaves Estrangeiras

A **restrição de integridade de entidade** estabelece que nenhum valor de chave primária pode ser *null*. Isso porque o valor da chave primária é usado para identificar as tuplas individuais em uma relação. Ter valores *null* para a chave primária implica não podermos identificar alguma tupla. Por exemplo, se duas ou mais tuplas tiverem *null* em suas chaves primárias, poderemos não ser capazes de distingui-las, se tentarmos fazer referência a elas por intermédio de outras relações.

As restrições de chave e as de integridade de entidade são especificadas na própria relação. A **restrição de integridade referencial** é classificada entre duas relações e é usada para manter a consistência entre as tuplas nas duas relações. Informalmente, a restrição de integridade referencial declara que uma tupla em uma relação, que faz referência a outra relação, deve se referir a uma *tupla existente* nessa relação. Por exemplo, na Figura 5.6, o atributo DNO de EMPREGADO fornece o número do departamento para o qual cada empregado trabalha, portanto, seu valor em toda tupla de EMPREGADO deve corresponder ao valor do DNUMERO de alguma tupla na relação DEPARTAMENTO.

Para definir integridade referencial mais formalmente definimos, primeiro, o conceito de uma *chave estrangeira*. As condições dadas a seguir para uma chave estrangeira especificam uma restrição de integridade referencial entre os dois esquemas de relação R_1 e R_2. Um conjunto de atributos FK do esquema da relação R_1 é uma **chave estrangeira** de R_1, que faz **referência** à relação R_2, se ele satisfizer as duas regras seguintes:

1. Os atributos de FK têm o(s) mesmo(s) domínio(s) que os atributos da chave primária PK de R_2; diz-se que os atributos de FK fazem **referência** ou se **referem à** relação R_2.
2. Um valor de FK em uma tupla t_1 do estado corrente $r_1(R_1)$ ou ocorre como um valor de PK para alguma tupla t_2 no estado corrente $r_2(R_2)$ *ou é null*. No caso anterior, temos $t_1[FK] = t_2[PK]$, e dizemos que a tupla t_1 faz **referência** ou se **refere à** tupla t_2.

Nessa definição, R_1 é chamada **relação referência**, e R_2 é a **relação referida**. Se essas duas condições forem asseguradas, uma **restrição de integridade referencial** de R_1 para R_2 é dita garantida. Em um banco de dados com muitas relações, geralmente há muitas restrições de integridade referencial.

Para especificar essas restrições devemos, primeiro, ter um entendimento claro do significado, ou do papel, que cada conjunto de atributos desempenha nos vários esquemas de relação do banco de dados. As restrições de integridade referencial surgem dos *relacionamentos entre as entidades* representadas em esquemas de relação. Por exemplo, considere o banco de dados mostrado na Figura 5.6. Na relação EMPREGADO, o atributo DNO refere-se ao departamento para o qual um empregado trabalha, portanto, indicamos DNO como chave estrangeira de EMPREGADO, fazendo referência à relação DEPARTAMENTO. Isso significa que um valor de DNO em qualquer tupla t_1 da relação EMPREGADO deve corresponder a um valor da chave primária de DEPARTAMENTO — o atributo DNUMERO — em alguma tupla t_2 da relação DEPARTAMENTO, ou o valor de DNO *pode ser null* se o empregado não pertencer a um departamento. Na Figura 5.6, a tupla para o empregado 'John Smith' faz referência à tupla para o departamento 'Pesquisa', indicando que 'John Smith' trabalha para esse departamento.

Observe que uma chave estrangeira pode *se referir à sua própria relação*. Por exemplo, o atributo SUPERSSN em EMPREGADO refere-se ao supervisor de um empregado; esse é outro empregado, representado por uma tupla na relação EMPREGADO. Portanto, SUPERSSN é uma chave estrangeira que faz referência, ela mesma, à relação EMPREGADO. Na Figura 5.6, a tupla do empregado 'John Smith' faz referência à tupla do empregado 'Franklin Wong', indicando que 'Franklin Wong' é o supervisor de 'John Smith'.

Podemos *exibir diagramaticamente as restrições de integridade referencial* puxando um arco direto de cada chave estrangeira à relação que ela faz referência. Para maior clareza, a seta deve apontar para a chave primária da relação referida. A Figura 5.7 mostra o esquema da Figura 5.5 com as restrições de integridade referencial exibidas dessa maneira.

Todas as restrições de integridade deveriam ser especificadas no esquema do banco de dados relacional, caso queiramos impor essas restrições aos estados do banco de dados. Portanto, a DDL possui recursos para especificar os vários tipos de restrições e, assim, o SGBD pode, automaticamente, garanti-las. A maioria dos SGBDs relacionais suporta restrições de chave e de integridade de entidade, e providenciam suporte para a integridade referencial. Essas restrições são especificadas como parte da definição de dados.

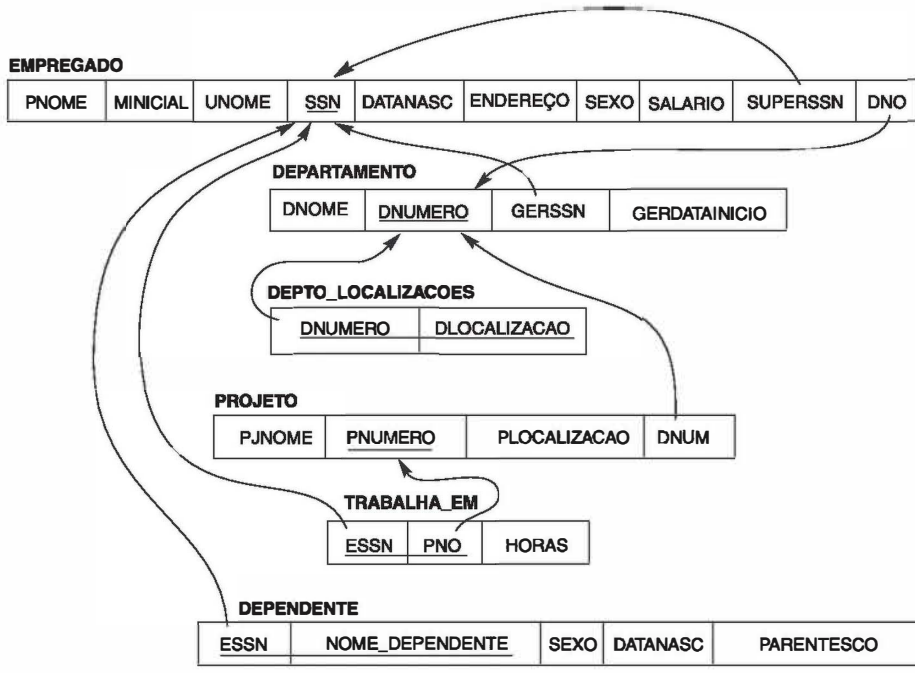


FIGURA 5.7 Restrições de integridade referencial exibidas no esquema de um banco de dados relacional EMPRESA.

5.2.5 Outros Tipos de Restrições

As restrições de integridade anteriores não incluem uma grande classe de restrições genéricas chamadas, às vezes, *restrições de integridade semântica*, que podem ser especificadas e impostas em um banco de dados relacional. Os exemplos dessas restrições são 'o salário de um empregado não deveria exceder o do supervisor do empregado' e 'o número máximo de horas que um empregado pode trabalhar por semana, em todos os projetos, é 56'. Essas restrições podem ser especificadas e impostas dentro dos programas de aplicação que atualizam o banco de dados ou pelo uso de uma **linguagem de especificação de restrição** de propósito geral. Os mecanismos conhecidos como **gatilhos** e **asserções** podem ser usados. Na SQL-99, uma declaração CREATE ASSERTION é usada com esse objetivo (capítulos 8 e 9). A imposição desse tipo de restrição é mais comum dentro dos programas de aplicação que pelo uso de linguagens de especificação de restrição, pois essas últimas são difíceis e complexas de serem usadas corretamente, conforme discutiremos na Seção 24.1.

Outro tipo de restrição é a de *dependência funcional*, que estabelece um relacionamento funcional entre dois conjuntos de atributos X e Y. Essa restrição especifica que o valor de X determina o valor de Y em todos os estados de uma relação — isso é indicado como uma dependência funcional $X \rightarrow Y$. Usaremos as dependências funcionais e outros tipos de dependências, nos capítulos 10 e 11, como ferramentas para avaliar a qualidade de projetos relacionais e para 'normalizar' as relações, de modo a melhorar sua qualidade.

Os tipos de restrições discutidas até aqui podem ser chamados **restrições de estado**, porque definem as restrições que um *estado válido* do banco de dados deve satisfazer. Outro tipo de restrição, conhecido como **restrições de transição**, pode ser estabelecido para lidar com as mudanças de estado no banco de dados.[11] Um exemplo de uma restrição de transição é: 'o salário de um empregado pode ser apenas aumentado'. Essas restrições são impostas pelos programas de aplicação ou especificadas usando-se regras ativas e gatilhos, como discutiremos na Seção 24.1.

11 As restrições de estado às vezes são chamadas *restrições estáticas*, e as restrições de transição, em algumas ocasiões, são conhecidas como *restrições dinâmicas*.

5.3 Operações de Atualização e Tratamento de Violações de Restrição

As operações do modelo relacional podem ser categorizadas em *recuperações* e *atualizações*. As operações da álgebra relacional, que podem ser usadas para especificar as **recuperações**, serão discutidas em detalhes no Capítulo 6. Uma expressão da álgebra relacional forma uma nova relação depois de aplicar um número de operadores algébricos a um conjunto existente de relações; seu uso principal é para consultar um banco de dados. O usuário formula uma consulta que especifica o dado de interesse e uma nova relação é formada pela aplicação de operadores relacionais para recuperar esse dado. Essa relação se torna a resposta à consulta do usuário. O Capítulo 6 também introduz a linguagem chamada cálculo relacional, que é usada para definir, declarativamente, a nova relação, sem dar uma ordem específica das operações.

Nesta seção concentramo-nos nas operações para a **modificação** ou **atualização** no banco de dados. Há três operações básicas de atualização em relações: *insert*, *delete* e *modify*. ***Insert*** é usada para inserir uma nova tupla ou tuplas em uma relação. ***Delete*** é empregada para remover as tuplas. E ***Update*** (ou ***Modify***) é utilizada para mudar os valores de alguns atributos em tuplas existentes. Quando essas operações são aplicadas, as restrições de integridade especificadas no esquema do banco de dados relacional não devem ser violadas. Nesta seção, discutiremos os tipos de restrições que podem ser violadas em cada operação de atualização e os tipos de ações que devem ser tomadas se uma atualização causar uma violação. Usamos o banco de dados mostrado na Figura 5.6 para exemplos e discutimos apenas as restrições de chave, de integridade de entidade, bem como as restrições de integridade referencial, mostradas na Figura 5.7. Para cada tipo de atualização damos algumas operações de exemplo e discutimos as restrições que cada operação pode violar.

5.3.1 A Operação *Insert*

A operação ***Insert*** fornece uma lista de valores de atributos para uma nova tupla *t*, que é inserida em uma relação *R*. *Insert* pode violar qualquer um dos quatro tipos de restrições discutidas na seção anterior. As restrições de domínio podem ser violadas se um valor de atributo que é dado não pertencer ao domínio correspondente. Já as restrições de chave podem ser violadas se um valor de chave, em uma nova tupla *t*, já existir em outra tupla da relação $r(R)$. A integridade de entidade pode ser violada se a chave primária da nova tupla *t* for *null*. A integridade referencial pode ser violada se o valor de qualquer chave estrangeira em *t* referir-se a uma tupla que não existe na relação referida. Aqui estão alguns exemplos para ilustrar a discussão.

1. Inserir <'Cecilia', 'F', 'Kolonsky', *null*, '1960-04-05', '6357 Windy Lane, Katy, TX', F, 28000, *null*, 4> em EMPREGADO.
   - Essa inserção viola a restrição de integridade de entidade (*null* para a chave primária SSN), assim, ela será rejeitada.
2. Inserir <'Alicia', 'J', 'Zelaya', '999887777', '1960-04-05', '6357 Windy Lane, Katy, TX', F, 28000, '987654321', 4> em EMPREGADO.
   - Essa inserção viola a restrição de chave, porque outra tupla com o mesmo valor de SSN já existe na relação EMPREGADO, então ela será rejeitada.
3. Inserir <'Cecilia', 'F', 'Kolonsky', '677678989', '1960-04-05', '6357 Windswept, Katy, TX', F, 28000, '987654321', 7> em EMPREGADO.
   - Essa inserção viola a restrição de integridade referencial especificada em DNO, porque não existe tupla de DEPARTAMENTO com DNUMERO = 7.
4. Inserir <'Cecilia', 'F', 'Kolonsky', '677678989', '1960-04-05', '6357 Windy Lane, Katy, TX', F, 28000, *null*, 4> em EMPREGADO.
   - Essa inserção satisfaz todas as restrições, assim, ela é aceitável.

Se uma inserção violar uma ou mais restrições, a opção *default* é *rejeitar a inserção*. Nesse caso, seria útil se o SGBD explicasse ao usuário por que a inserção foi rejeitada. Outra opção é tentar *corrigir a razão para a rejeição da inserção*, mas isso não é comum para as violações causadas por *Insert*; ela é preferencialmente usada com mais freqüência na correção de violações para *Delete* e *Update*. Na operação 1 acima, o SGBD poderia solicitar ao usuário um valor para SSN, e poderia aceitar a inserção se um valor válido para SSN fosse fornecido. Na operação 3, o SGBD também poderia solicitar ao usuário que mudasse o valor de DNO para um valor válido (ou determiná-lo como *null*), ou poderia pedir ao usuário que inserisse uma tupla de DEPARTAMENTO com DNUMERO = 7, aceitando a primeira inserção somente depois que essa operação fosse aceita. Observe que, nesse último caso, a violação de inserção pode atingir a relação EMPREGADO após a **cascata**, caso o usuário tente inserir uma tupla para o departamento 7 com um valor de GERSSN que não exista na relação EMPREGADO.

5.3.2 A Operação *Delete*

A operação ***Delete*** pode violar apenas a integridade referencial se a tupla removida for referida por chaves estrangeiras de outras tuplas no banco de dados. Para especificar a remoção, uma condição nos atributos da relação seleciona a tupla (ou tuplas) a ser removida. Eis alguns exemplos.

1. Remover a tupla TRABALHA_EM com ESSN = '999887777' e PNO = 10.
   - Essa remoção é aceitável.
2. Remover a tupla EMPREGADO com SSN = '999887777'.
   - Essa remoção não é aceitável, porque há tuplas em TRABALHA_EM que se referem a essa tupla. Portanto, se a tupla for removida, vão resultar violações de integridade referencial.
3. Remover a tupla EMPREGADO com SSN = '333445555'.
   - Essa remoção resultará em violações de integridade referencial piores ainda, porque a tupla envolvida é referida por tuplas das relações EMPREGADO, DEPARTAMENTO, TRABALHA_EM e DEPENDENTE.

Há diversas opções disponíveis caso uma operação de remoção cause violação. A primeira opção é *rejeitar a remoção*. A segunda é a *remoção em cascata (ou propagação)*, eliminando as tuplas que fazem referência à tupla que está sendo removida. Por exemplo, na operação 2, o SGBD poderia remover automaticamente as tuplas atingidas de TRABALHA_EM com SSN = '999887777'. Uma terceira opção é *modificar os valores dos atributos de referência* que causam a violação; cada um desses valores ou seria determinado por *null* ou modificado para referir outra tupla válida. Observe que, se um atributo de referência que cause violação fizer *parte da chave primária*, ele não poderá ser determinado como *null*; de outra maneira, ele violaria a integridade da entidade.

As combinações dessas três opções também são possíveis. Por exemplo, para evitar que a operação 3 cause uma violação, o SGBD pode remover automaticamente todas as tuplas de TRABALHA_EM e DEPENDENTE com ESSN = '333445555'. As tuplas em EMPREGADO, com SUPERSSN = '333445555', e a tupla em DEPARTAMENTO, com GERSSN = '333445555', podem ter seus valores de SUPERSSN e GERSSN mudados para outros valores válidos ou para *null*. Embora faça sentido remover automaticamente as tuplas de TRABALHA_EM e DEPENDENTE, que se referem a uma tupla de EMPREGADO, não deve fazer sentido remover outras tuplas de EMPREGADO ou uma tupla de DEPARTAMENTO.

Em geral, quando uma restrição de integridade referencial é especificada na DDL, o SGBD permitirá ao usuário *especificar quais opções* se aplicam no caso de uma violação de restrição. Discutiremos como especificar essas opções na DDL do SQL-99 no Capítulo 8.

5.3.3 A Operação *Update*

A operação ***Update*** (ou ***Modify***) é usada para mudar os valores de um ou mais atributos em uma tupla (ou tuplas) de alguma relação *R*. É necessário especificar uma condição nos atributos da relação para selecionar a tupla (ou tuplas) a ser modificada. Aqui estão alguns exemplos.

1. Modificar o SALARIO da tupla de EMPREGADO com SSN = '999887777' para 28000.
   - Aceitável.
2. Modificar o DNO da tupla de EMPREGADO com SSN = '999887777' para 1.
   - Aceitável.
3. Modificar o DNO da tupla de EMPREGADO com SSN = '999887777' para 7.
   - Inaceitável, porque viola a integridade referencial.
4. Modificar o SSN da tupla de EMPREGADO com SSN = '999887777' para '987654321'.
   - Inaceitável, pois viola as restrições de chave primária e as de integridade referencial.

Mudar um atributo que não é nem uma chave primária nem uma chave estrangeira geralmente não causa problemas; o SGBD precisa apenas verificar e confirmar que o novo valor é do tipo de dado e de domínio correto. Modificar um valor de chave primária é similar a remover uma tupla e inserir outra em seu lugar, porque usamos a chave primária para identificar as tuplas. Portanto, as questões discutidas anteriormente, nas Seções 5.3.1 (*Insert*) e 5.3.2 (*Delete*), entram em execução. Se um atributo de chave estrangeira for modificado, o SGBD deverá se certificar de que o novo valor refere-se a uma tupla existente na relação referida (ou é *null*). Existem opções similares para tratar as violações de integridade referencial causadas por *Update*, como aquelas opções discutidas para a operação *Delete*. De fato, quando uma restrição de integridade referencial é especificada na DDL, o SGBD permitirá ao usuário escolher as opções distintas para tratar uma violação causada por *Delete* e uma causada por *Update* (Seção 8.2).

5.4 Resumo

Neste capítulo apresentamos os conceitos de modelagem, as estruturas de dados e as restrições fornecidas pelo modelo relacional de dados. Começamos introduzindo o conceito de domínios, os atributos e as tuplas. Então definimos um esquema de relação como uma lista de atributos que descrevem a estrutura de uma relação. Uma relação, ou estado de relação, é um conjunto de tuplas que se amoldam ao esquema.

Diversas características diferenciam as relações de tabelas ou arquivos comuns. A primeira é que as tuplas em uma relação não estão ordenadas. A segunda envolve a ordenação de atributos em um esquema de relação e a correspondente ordenação de valores dentro de uma tupla. Demos uma definição alternativa de relação que não requer essas duas ordenações, mas continuamos a usar, por conveniência, a primeira definição, que exige que os valores dos atributos e as tuplas sejam ordenados. Discutimos, então, os valores em tuplas e introduzimos os valores *null* para representar uma informação ausente ou desconhecida.

Depois, classificamos as restrições de um banco de dados em: restrições inerentes baseadas em modelo, restrições baseadas em esquema e restrições baseadas em aplicação. Discutimos, então, as restrições de esquema relativas ao modelo relacional, começando por restrições de domínio, depois, restrições de chave, incluindo os conceitos de superchave, chave candidata e chave primária, e as restrições NOT NULL em atributos. Definimos, em seguida, os bancos de dados relacionais e esquemas de banco de dados relacional. As restrições relacionais adicionais incluem a restrição de integridade de entidade, que proíbe os atributos de chave primária de serem *null*. Foi então descrita a inter-relação de restrição de integridade referencial, que é usada para manter a consistência de referências entre as tuplas de diferentes relações.

As operações de modificação no modelo relacional são *Insert*, *Delete* e *Update*. Cada operação pode violar certos tipos de restrição. Essas operações foram discutidas na Seção 5.3. Sempre que uma operação for aplicada, o estado do banco de dados após a operação deverá ser verificado para garantir que nenhuma restrição tenha sido violada.

Questões de Revisão

5.1. Defina os seguintes termos: *domínio*, *atributo*, *n-tupla*, *esquema de relação*, *estado de relação*, *grau de uma relação*, *esquema de um banco de dados relacional*, *estado de um banco de dados relacional*.
5.2. Por que as tuplas não são ordenadas em uma relação?
5.3. Por que as tuplas repetidas não são permitidas em uma relação?
5.4. Qual é a diferença entre uma chave e uma superchave?
5.5. Por que designamos uma das chaves candidatas de uma relação para ser uma chave primária?
5.6. Discuta as características das relações que as fazem diferentes de tabelas e arquivos comuns.
5.7. Discuta as várias razões que levam à ocorrência de valores *null* nas relações.
5.8. Discuta as restrições de integridade de entidade e de integridade referencial. Por que cada uma é considerada importante?
5.9. Defina *chave estrangeira*. Para que esse conceito é usado?

Exercícios

5.10. Suponha que cada uma das seguintes operações de atualização seja aplicada diretamente ao estado do banco de dados mostrado na Figura 5.6. Discuta *todas* as restrições de integridade violadas em cada operação, se houver alguma, e os diferentes mecanismos para impor essas restrições.
   a. Insira <'Robert', 'F', 'Scott', '943775543', '1952-06-21', '2365 Newcastle Rd, Bellaire, TX', M, 58000, '888665555', 1> em EMPREGADO.
   b. Insira <'ProdutoA', 4, 'Bellaire', 2> em PROJETO.
   c. Insira <'Produção', 4, '943775543', '1998-10-01'> em DEPARTAMENTO.
   d. Insira <'677678989', *null*, '40,0'> em TRABALHA_EM.
   e. Insira <'453453453', 'John', M, '1970-12-12', 'CONJUGE'> em DEPENDENTE.
   f. Remova as tuplas de TRABALHA_EM com ESSN = '333445555'.
   g. Remova a tupla de EMPREGADO com SSN = '987654321'.
   h. Remova a tupla de PROJETO com PJNOME = 'ProdutoX'.
   i. Modifique o GERSSN e GERDATAINICIO da tupla de DEPARTAMENTO com DNUMERO = 5 para '123456789' e '1999-01-10', respectivamente.
   j. Modifique o atributo SUPERSSN da tupla de EMPREGADO com SSN = '999887777' para '943775543'.
   k. Modifique o atributo HORAS da tupla de TRABALHA_EM com ESSN = '999887777' e PNO = 10 para '5,0'.

5.11. Considere o esquema de um banco de dados relacional COMPANHIA AÉREA, mostrado na Figura 5.8, que descreve um banco de dados para as informações de vôos de uma companhia aérea. Cada VOO é identificado por um NUMERO de vôo e consiste em um ou mais TRECHO_VOO com NUMERO_TRECHO iguais a 1, 2, 3, e assim por diante. Cada vôo tem programados os horários de chegada e partida e os aeroportos, e possui muitas INSTANCIAS_TRECHO para cada DATA na qual o vôo viaja. As ocorrências de PASSAGEM são mantidas para cada vôo. Para cada instância de trecho são mantidas RESERVAS_POLTRONA, assim como as ocorrências de AVIAO usadas no trecho, os horários de chegada e partida e os aeroportos. Um AVIAO é identificado por um ID_AVIAO, e é de um TIPO_AVIAO em particular. PODE_POUSAR relaciona os TIPOS_AVIAO aos AEROPORTOS nos quais pode pousar. Um AEROPORTO é identificado por um CODIGO_AEROPORTO. Considere a seguinte atualização no banco de dados de uma COMPANHIA AEREA: entrar com uma reserva em um vôo em particular ou um trecho de vôo em uma determinada data.

a. Forneça as operações para essa atualização.
b. Quais tipos de restrições poderiam ser esperadas para a verificação?
c. Quais destas são restrições de chave, de integridade de entidade e de integridade referencial e quais não são?
d. Especifique todas as restrições de integridade referencial envolvidas no esquema mostrado na Figura 5.8.

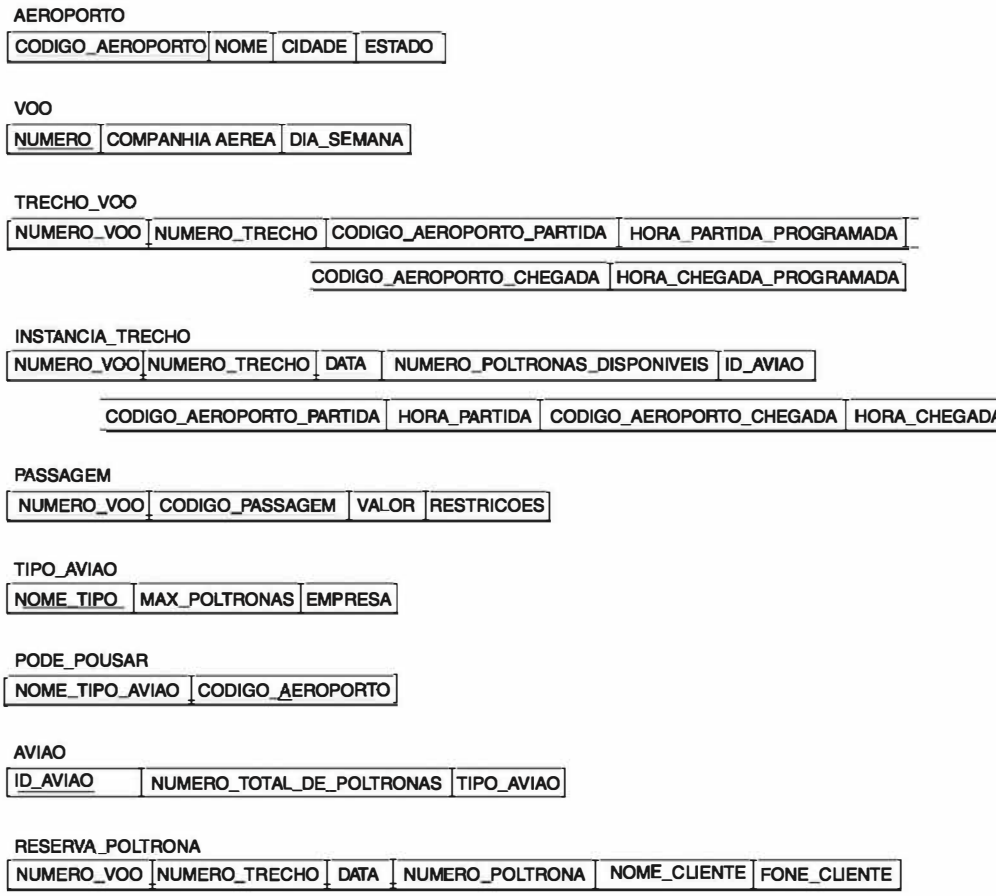


FIGURA 5.8 O esquema de um banco de dados relacional COMPANHIA AEREA.

5.12. Considere a relação AULA(Curso#, Disciplina#, NomeInstrutor, Semestre, CodigoEdificio, Sala#, HorarioPeriodo, DiasUteis, CreditoHoras). Ela representa as aulas ministradas em uma universidade em uma única Disciplina#. Identifique quais você acha que seriam as várias chaves candidatas e escreva, com suas próprias palavras, as restrições sob as quais cada chave candidata seria válida.

5.13. Considere as seis seguintes relações de uma aplicação de um banco de dados para o processamento de pedidos de uma empresa:

CLIENTE(Cli#, Cnome, Cidade).

PEDIDO(Pedido#, Pdata, Cust#, Tot_Ped).

ITEM_PEDIDO(Pedido#, Item#, Qtde).

ITEM(Item#, PreCo_unit).

REMESSA(Pedido#, Armazem#, Data_rem).

DEPOSITO(Deposito#, Cidade).

Aqui, Tot_Ped refere-se ao total em dólares de um pedido; Pdata é a data em que o pedido foi feito; e Data_rem, a data em que é feita a remessa de um pedido de um dado depósito. Pressuponha que um pedido possa ser remetido a partir de diversos depósitos. Especifique as chaves estrangeiras para esse esquema, explicando quaisquer suposições que você faça.

5.14. Considere as seguintes relações de um banco de dados para o controle de viagens dos vendedores em um escritório de vendas:

VENDEDOR(SSN, Nome, Ano_Inicio, Num_Depto).

VIAGEM(SSN, Cidade_Origem, Cidade_Destino, Data_Partida, Data_Retorno, ID_Viagem).

DESPESA(ID_Viagem, Conta#, Total).

Especifique as chaves estrangeiras para esse esquema declarando quaisquer suposições que você faça.

5.15. Considere as seguintes relações para um banco de dados para o controle de alunos inscritos em cursos e os livros adotados para cada curso:

ALUNO(SSN, Nome, Curso_Hab, DataNasc).

CURSO(Curso#, Cnome, Depto).

INSCRICAO(SSN, Curso#, Trimestre, Nota).

ADOCAO_LIVROS(Curso#, Trimestre, ISBN_Livro).

TEXTO(ISBN_Livro, Titulo_Livro, Editora, Autor).

Especifique as chaves estrangeiras para esse esquema declarando quaisquer suposições que você faça.

5.16. Considere as seguintes relações para um banco de dados para o controle de vendas de automóveis em uma concessionária (Opcional se refere a alguns equipamentos opcionais instalados em um automóvel):

CARRO(Num_Serie, Modelo, Fabricante, Preço).

OPCIONAL(Num_Serie, Nome_Opcao, Preço).

VENDAS(ID_Vendedor, Num_Serie, Data, Preco_Venda).

VENDEDOR(ID_Vendedor, Nome, Fone).

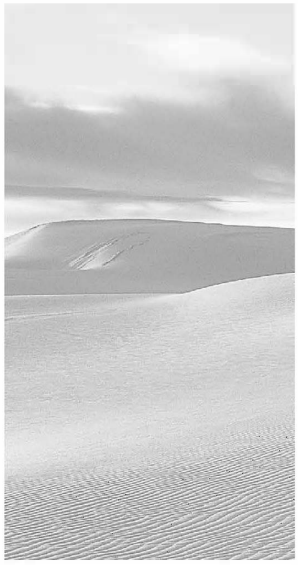
Primeiro, especifique as chaves estrangeiras para esse esquema, declarando quaisquer suposições que você faça. Depois, preencha as relações com algumas tuplas de exemplo e então dê um exemplo de inserção nas relações VENDAS e VENDEDOR que *viole* as restrições de integridade referencial, e outra que não o faça.

Bibliografia Selecionada

O modelo relacional foi introduzido por Codd (1970) em um artigo clássico. Codd também introduziu a álgebra relacional e estabeleceu os fundamentos teóricos para o modelo relacional em uma série de artigos (Codd, 1971, 1972, 1972a e 1974); ele recebeu, mais tarde, o Prêmio de Turing, a mais alta honra da ACM, por seu trabalho no modelo relacional. Em um artigo posterior, Codd (1979) discutiu o modelo relacional estendido para incorporar mais metadados e semânticas sobre as relações; ele também propôs uma lógica de três valores para tratar as incertezas nas relações e incorporar NULLS na álgebra relacional. O modelo resultante é conhecido como um RM/T. Childs (1968) havia utilizado, anteriormente, a teoria de conjunto para

modelar o banco de dados. Depois, Codd (1990) publicou um livro examinando mais de 300 características do modelo de dados relacional e sistemas de banco de dados.

Desde o trabalho pioneiro de Codd, muitas pesquisas têm sido conduzidas em vários aspectos do modelo relacional. Todd (1976) descreve um SGBD experimental chamado PRTV que implementa, diretamente, as operações de álgebra relacional. Schmidt e Swenson (1975) introduzem semânticas adicionais dentro do modelo relacional pela classificação dos tipos diferentes de relações. O modelo entidade-relacionamento de Chen (1976), que é discutido no Capítulo 3, é um meio para comunicar as semânticas do mundo real para um banco de dados relacional em nível conceitual. Wiederhold e Elmasri (1979) introduzem vários tipos de conexões entre as relações para incorporar suas restrições. As extensões do modelo relacional são discutidas no Capítulo 24. As notas bibliográficas adicionais para outros aspectos do modelo relacional e suas linguagens, sistemas, extensões e teoria são fornecidas nos capítulos de 6 a 11, 15, 16, 17, e 22 a 25.



6

A Álgebra Relacional e o Cálculo Relacional

Neste capítulo discutiremos as duas linguagens formais do modelo relacional: a álgebra relacional e o cálculo relacional. Conforme discutimos no Capítulo 2, um modelo de dados inclui um conjunto de operações para manipular o banco de dados, além dos conceitos de modelo de dados para a definição das restrições e estrutura do banco de dados. O conjunto básico de operações para o modelo relacional é a **álgebra relacional**. Essas operações permitem a um usuário especificar as solicitações básicas de recuperação. O resultado de uma recuperação será uma nova relação, que pode ter sido formada de uma ou mais relações. As operações de álgebra produzem, assim, novas relações, que podem ser manipuladas, adiante, usando-se as operações da mesma álgebra. Uma seqüência de operações de álgebra relacional forma uma **expressão de álgebra relacional** cujos resultados também serão uma relação que representa o resultado de uma consulta de banco de dados (ou solicitação de recuperação).

A álgebra relacional é muito importante por diversas razões. Primeira, porque provê um fundamento formal para operações do modelo relacional. Segunda, e talvez a mais importante, porque é usada como uma base para implementar e otimizar as consultas em sistemas de gerenciadores de banco de dados relacional (SGBDRs), conforme discutimos na Parte IV deste livro. Terceira, alguns de seus conceitos são incorporados na linguagem de consulta-padrão SQL para os SGBDRs.

Enquanto a álgebra define um conjunto de operações para o modelo relacional, o **cálculo relacional** provê uma notação declarativa de nível superior para a especificação de consultas relacionais. Uma expressão de cálculo relacional cria uma nova relação, que é especificada em termos de variáveis que abrangem as linhas das relações armazenadas no banco de dados (em cálculos de tuplas) ou as colunas das relações armazenadas (em cálculo de domínio). Em uma expressão de cálculo, *não há ordem nas operações* para especificar como recuperar o resultado de uma consulta — uma expressão de cálculo especifica apenas qual informação o resultado deveria conter. Essa é a principal característica de distinção entre a álgebra relacional e o cálculo relacional. O cálculo relacional é importante porque tem uma sólida base na lógica matemática e porque a SQL (*standard query language* — linguagem de consulta-padrão) para os SGBDRs possui muitos de seus fundamentos no cálculo relacional de tupla.[1]

A álgebra relacional freqüentemente é considerada como uma parte do modelo relacional de dados e suas operações podem ser divididas em dois grupos. Um grupo inclui um conjunto de operações da teoria de conjunto matemática — essas operações são aplicadas porque cada relação é definida como um conjunto de tuplas no modelo relacional formal. Os conjuntos de operações incluem UNIÃO (UNION), INTERSEÇÃO (INTERSECTION), DIFERENÇA DE CONJUNTO (SET DIFFERENCE) e PRODUTO CARTESIANO (CROSS PRODUCT). O outro grupo consiste em operações desenvolvidas especificamente para os bancos de dados relacionais — estas incluem SELEÇÃO (SELECT), PROJEÇÃO (PROJECT) e JUNÇÃO (JOIN), entre outras. Descreveremos, primeiro, na Seção 6.1, as operações SELEÇÃO e PROJEÇÃO, porque elas são **operações unárias** que atuam em relações

1 A SQL é baseada em cálculo relacional de tupla, mas também incorpora algumas das operações de álgebra relacional e suas extensões, conforme veremos nos capítulos 8 e 9.

únicas. Discutiremos depois, na Seção 6.2, as operações de conjunto. Na Seção 6.3 abordaremos as JUNÇÕES e outras **operações binárias** complexas, que realizam duas tabelas. O banco de dados relacional EMPRESA, mostrado na Figura 5.6, será usado em nossos exemplos.

Algumas solicitações comuns de banco de dados não podem ser executadas com as operações originais da álgebra relacional, então, operações adicionais foram criadas para expressar essas solicitações. Estas incluem as **funções de agregação**, que são as operações que podem *sumarizar* os dados de tabelas, bem como os tipos adicionais de operações de JUNÇÃO e UNIÃO. Essas operações foram adicionadas à álgebra relacional original por causa da sua importância para muitas aplicações de banco de dados e serão descritas na Seção 6.4. Daremos exemplos de consultas de especificação que usam operações relacionais na Seção 6.5. Algumas dessas consultas são usadas nos capítulos subseqüentes para ilustrar várias linguagens.

Nas seções 6.6 e 6.7, descreveremos a outra importante linguagem formal para os bancos de dados relacionais, o **cálculo relacional**. Há duas variações de cálculo relacional. O cálculo relacional de tupla será descrito na Seção 6.6, e o cálculo relacional de domínio, na Seção 6.7. Algumas das construções SQL discutidas no Capítulo 8 são baseadas em cálculo relacional de tupla. O cálculo relacional é uma linguagem formal, baseada em um ramo da lógica matemática chamada cálculo de predicado.[2] No cálculo relacional de tupla, as variáveis abrangem as tuplas, enquanto no cálculo relacional de domínio, as variáveis englobam os domínios (valores) dos atributos. No Apêndice D damos uma avaliação da linguagem QBE (*Query-By-Example* — Consulta-Por-Exemplo), que é uma linguagem relacional gráfica amigável, baseada no cálculo relacional de domínio. A Seção 6.8 resume o capítulo.

Para o leitor interessado em uma introdução menos detalhada em linguagens relacionais formais, as seções 6.4, 6.6 e 6.7 podem ser desconsideradas.

6.1 Operações Relacionais Unárias: seleção (select) e projeção (project)

6.1.1 A Operação seleção

A operação SELEÇÃO é usada para selecionar um *subconjunto* de tuplas de uma relação que satisfaça uma **condição de seleção**. Uma operação que pode ser considerada SELEÇÃO é um *filtro* que mantém apenas aquelas tuplas que satisfaçam uma condição de qualificação. A operação SELEÇÃO também pode ser visualizada como um *particionamento horizontal* da relação em dois conjuntos de tuplas — aquelas tuplas que satisfazem a condição e são selecionadas, e as tuplas que não satisfazem a condição e são descartadas. Por exemplo, para selecionar as tuplas de EMPREGADO cujo departamento é 4, ou aquelas cujo salário é superior a 30 mil dólares, podemos especificar, individualmente, cada uma dessas duas condições com uma operação SELEÇÃO, conforme segue:

$\sigma_{DNO=4}$ (EMPREGADO)
$\sigma_{SALARIO > 30000}$ (EMPREGADO)

Em geral, a operação SELEÇÃO é indicada por

$\sigma_{<condicao\ de\ selecao>}(R)$

em que o símbolo σ (sigma) é usado para indicar o operador SELEÇÃO e a condição de seleção é uma expressão booleana, especificada nos atributos da relação R. Observe que R é, geralmente, uma *expressão de álgebra relacional* cujo resultado é uma relação — a mais simples delas seria exatamente o nome de uma relação do banco de dados. A relação resultante da operação SELEÇÃO tem os *mesmos atributos* que R.

A expressão booleana especificada em <condicao de selecao> é composta por um número de **cláusulas** da forma

<nome do atributo> <op de comparacao> <valor da constante>,

ou

<nome do atributo> <op de comparacao> <nome do atributo>

2 Neste capítulo não se pressupõe nenhuma familiaridade com o cálculo de predicado de primeira ordem — que trata das variáveis e valores quantificados.

em que <nome do atributo> é o nome de um atributo de R; <op de comparação> corresponde, normalmente, a um dos operadores $\{=, <, \leq, >, \geq, \neq\}$; e o <valor da constante> refere-se a um valor constante do domínio do atributo. As cláusulas podem ser conectadas arbitrariamente pelos operadores booleanos AND, OR e NOT para formar uma condição de seleção geral. Por exemplo, para selecionar as tuplas de todos os empregados que trabalham no departamento 4 e recebem acima de 25 mil dólares por ano, ou trabalham no departamento 5 e recebem acima de 30 mil dólares, podemos especificar a seguinte operação SELECAO:

$$\sigma_{(DNO=4 \text{ AND } SALARIO>25000) \text{ OR } (DNO=5 \text{ AND } SALARIO>30000)}(EMPREGADO)$$

O resultado é mostrado na Figura 6.1a.

Observe que os operadores de comparação no conjunto $\{=, <, \leq, >, \geq, \neq\}$ aplicam-se aos atributos cujos domínios são *valores ordenados*, como os domínios de datas ou numéricos. Os domínios de cadeias (*strings*) de caracteres são considerados ordenados baseados na seqüência dos caracteres. Se o domínio de um atributo é um conjunto de *valores desordenados*, então apenas os operadores de comparação no conjunto $\{=, \neq\}$ podem ser usados. Um exemplo de um domínio desordenado é o domínio Cor = {vermelho, azul, verde, branco, amarelo,...}, no qual nenhuma ordem é especificada entre as várias cores. Alguns domínios permitem tipos adicionais de operadores de comparação; por exemplo, um domínio de cadeia de caracteres pode permitir o operador de comparação SUBSTRING_OF.

(a)

PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
Franklin	T	Wong	333445555	1955-12-08	638 Voss,Houston,TX	M	40000	888665555	5
Jennifer		Wallace	987654321	1941-06-20	291 Berry,Bellaire,TX	F	43000	888665555	4
Ramesh		Narayan	666884444	1962-09-15	975 FireOak,Humble,TX	M	38000	333445555	5

(b)

UNOME	PNOME	SALARIO
Smith	John	30000
Wong	Franklin	40000
Zelaya	Alicia	25000
Wallace	Jennifer	43000
Narayan	Ramesh	38000
English	Joyce	25000
Jabbar	Ahmad	25000
Borg	James	55000

(c)

SEXO	SALARIO
M	30000
M	40000
F	25000
F	43000
M	38000
M	25000
M	55000

FIGURA 6.1 Resultados das operações SELEÇÃO e PROJEÇÃO. (a) $\sigma_{(DNO=4 \text{ AND } SALARIO>25000) \text{ OR } (DNO=5 \text{ AND } SALARIO>30000)}(EMPREGADO)$. (b) $\pi_{UNOME, PNOME, SALARIO}(EMPREGADO)$. (c) $\pi_{SEXO, SALARIO}(EMPREGADO)$.

Em geral, o resultado de uma operação SELEÇÃO pode ser determinado como segue. A <condição de seleção> é aplicada independentemente para cada tupla t em R. Isso é feito substituindo-se cada ocorrência de um atributo A_i na condição de seleção, com seu valor na tupla $t[A_i]$. Se a condição resultar em VERDADEIRO, então a tupla t é **selecionada**. Todas as tuplas selecionadas aparecem no resultado da operação SELEÇÃO. As condições booleanas AND, OR e NOT têm sua interpretação normal, conforme segue:

- (cond1 AND cond2) é VERDADEIRA se ambas, (cond1) e (cond2), forem VERDADEIRAS; caso contrário, ela será FALSA.
- (cond1 OR cond2) é VERDADEIRA se (cond1), ou (cond2), ou ambas forem VERDADEIRAS; caso contrário, ela será FALSA.
- (NOT cond) é VERDADEIRA se cond for FALSA; caso contrário, ela será FALSA.

O operador SELEÇÃO é unário, isto é, ele é aplicado a uma única relação. Além disso, a operação de seleção é aplicada a *cada tupla individualmente*, portanto, as condições de seleção não podem envolver mais que uma tupla. O **grau** da relação resultante de uma operação SELEÇÃO — seu número de atributos — é o mesmo grau de R. O número de tuplas na relação resultante é sempre *menor ou igual* ao número de tuplas em R. Isto é, $| \sigma_c(R) | \leq | R |$ para qualquer condição C. A fração de tuplas selecionadas por uma condição de seleção refere-se à **seletividade** da condição.

Observe que a operação SELEÇÃO é **comutativa**, isto é,

$$\sigma_{<cond1>}(\sigma_{<cond2>}(R)) = \sigma_{<cond2>}(\sigma_{<cond1>}(R))$$

Portanto, uma seqüência de SELEÇÃO pode ser aplicada em qualquer ordem. Além disso, podemos sempre combinar uma **propagação** de operações SELEÇÃO dentro de uma única operação SELEÇÃO, com uma condição conjuntiva (*AND*), isto é:

$$\sigma_{<cond1>}(\sigma_{<cond2>}(...(\sigma_{<condn>}(R))\ ...)) = \sigma_{<cond1>\ \text{AND}\ <cond2>\ \text{AND}\ ...\ \text{AND}\ <condn>}(R)$$

6.1.2 A Operação PROJEÇÃO

Se pensamos em uma relação como uma tabela, a operação SELEÇÃO seleciona algumas das *linhas* da tabela, enquanto descarta outras. A operação **PROJEÇÃO**, porém, seleciona certas *colunas* da tabela e descarta outras. Se estivermos interessados apenas em certos atributos de uma relação, usamos a operação PROJEÇÃO para *ressaltá-los*. O resultado da operação PROJEÇÃO pode, portanto, ser visualizado como um *particionamento vertical* da relação em duas relações: uma com as colunas necessárias (atributos) para conter o resultado da operação e a outra com as colunas descartadas. Por exemplo, para listar o primeiro, o último nome e o salário de cada empregado, usamos a operação PROJEÇÃO como segue:

$$\pi_{\text{UNOME, PNOME, SALARIO}}(\text{EMPREGADO})$$

O resultado da relação é mostrado na Figura 6.1(b). A forma geral da operação PROJEÇAO é

$$\pi_{<\text{lista de atributo}>}(R)$$

em que π (pi) é o símbolo usado para representar a operação PROJEÇÃO, e <lista de atributo>, a lista dos atributos desejados entre aqueles da relação *R*. Novamente, observe que *R* é, em geral, uma *expressão da álgebra relacional* cujo resultado é uma relação que, no caso mais simples, é exatamente o nome de uma relação do banco de dados. O resultado da operação PROJEÇÃO tem apenas os atributos especificados na <lista de atributo>, *na mesma ordem em que eles aparecem na lista*. Portanto, seu **grau** é igual ao número de atributos na <lista de atributo>.

Se a lista de atributos incluir apenas os atributos de *R* que não forem chave, é provável que ocorram tuplas repetidas. A operação PROJECAO *remove quaisquer tuplas repetidas*, assim, o resultado da operação PROJEÇÃO é um conjunto de tuplas e, portanto, uma relação válida.[3] Isso é conhecido como **eliminação de repetições**. Por exemplo, considere a seguinte operação PROJEÇÃO:

$$\pi_{\text{SEXO, SALARIO}}(\text{EMPREGADO})$$

O resultado é mostrado na Figura 6.1c. Observe que a tupla <F, 25000> aparece apenas uma vez nessa figura, ainda que essa combinação de valores apareça duas vezes na relação EMPREGADO.

O número de tuplas em uma relação resultante de uma operação PROJEÇÃO é sempre menor ou igual ao número de tuplas em *R*. Se a lista escolhida for uma superchave de *R* — isto é, incluir alguma das chaves de *R* —, a relação resultante terá o *mesmo número* de tuplas que *R*. Além disso,

$$\pi_{<lista1>}(\pi_{<lista2>}(R)) = \pi_{<lista1>}(R)$$

contanto que a <lista2> contenha os atributos em <lista1>; do contrário, a expressão do lado esquerdo será incorreta. Também deve ser notado que a comutatividade *não* se aplica em PROJEÇÃO.

6.1.3 Seqüências de Operações e a Operação REBATIZAR (RENAME)

As relações mostradas na Figura 6.1 não têm quaisquer nomes. Em geral, podemos querer aplicar diversas operações de álgebra relacional, uma após a outra. Podemos escrever as operações ou como uma única **expressão de álgebra relacional**, pelo aninhamento das operações, ou podemos aplicar uma operação por vez e criar relações de resultados intermediários. No último caso, devemos dar nomes às relações que envolvem os resultados intermediários. Por exemplo, para recuperar o primeiro nome, o último nome e o salário de todos os empregados que trabalham no departamento número 5, devemos aplicar uma operação SELEÇÃO e uma PROJEÇÃO. Podemos escrever uma única expressão de álgebra relacional como segue:

$$\pi_{\text{PNOME, UNOME, SALARIO}}(\sigma_{\text{DNO=5}}(\text{EMPREGADO}))$$

---

3 Se as repetições não forem eliminadas, o resultado poderia ser um **multiconjunto** (ou ***bag***) de tuplas, em vez de um conjunto. Embora isso não seja permitido no modelo formal de relações, ocorre na prática. Veremos, no Capítulo 8, que a SQL permite que o usuário especifique se as tuplas repetidas devem ou não ser eliminadas.

A Figura 6.2a mostra o resultado dessa expressão de álgebra relacional. Alternativamente, podemos mostrar explicitamente a seqüência de operações, dando um nome para cada relação intermediária:

DEP5_EMPS $\leftarrow \sigma_{DNO=5}$(EMPREGADO)

RESULTADO $\leftarrow \pi_{PNOME, UNOME, SALARIO}$(DEP5_EMPS)

(a)

PNOME	UNOME	SALARIO
John	Smith	30000
Franklin	Wong	40000
Ramesh	Narayan	38000
Joyce	English	25000

(b)

TEMP	PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
	John	B	Smith	123456789	1965-01-09	731 Fondren,Houston,TX	M	30000	333445555	5
	Franklin	T	Wong	333445555	1955-12-08	638 Voss,Houston,TX	M	40000	888665555	5
	Ramesh	K	Narayan	666884444	1962-09-15	975 Fire Oak,Humble,TX	M	38000	333445555	5
	Joyce	A	English	453453453	1972-07-31	5631 Rice,Houston,TX	F	25000	333445555	5

R	PRIMEIRONOME	ULTIMONOME	SALARIO
	John	Smith	30000
	Franklin	Wong	40000
	Ramesh	Narayan	38000
	Joyce	English	25000

FIGURA 6.2 Resultados de uma seqüência de operações. (a) $\pi_{PNOME, UNOME, SALARIO}(\sigma_{DNO=5}(EMPREGADO))$. (b) Usando as relações intermediárias e renomeando os atributos.

Freqüentemente, é mais fácil quebrar uma seqüência de operações especificando as relações com resultados intermediários que escrever uma única expressão de álgebra relacional. Podemos, também, usar essa técnica para **rebatizar** os atributos nas relações intermediárias e de resultado. Isso pode ser útil na conexão com operações mais complexas, como UNIÃO (UNION) e JUNÇÃO (JOIN), como veremos. Para rebatizar os atributos em uma relação, simplesmente listamos os novos nomes de atributos entre parênteses, como no exemplo a seguir:

TEMP $\leftarrow \sigma_{DNO=5}$(EMPREGADO)

R(PRIMEIRONOME, ULTIMONOME, SALARIO) $\leftarrow \pi_{PNOME, UNOME, SALARIO}$(TEMP)

Essas duas operações são ilustradas na Figura 6.2b.

Se nenhum *rename* for aplicado, os nomes dos atributos na relação resultante de uma operação SELEÇÃO serão os mesmos da relação original, e na mesma ordem. Para uma operação PROJEÇÃO sem *rename*, a relação resultante terá os mesmos nomes de atributos que a lista projetada, e na mesma ordem em que eles aparecem na lista.

Podemos também definir uma operação **RENAME** formal — que pode rebatizar ou o nome da relação, ou os nomes dos atributos, ou ambos — de uma maneira similar àquela que definimos em SELEÇÃO e PROJEÇÃO. A operação geral RENAME, quando aplicada a uma relação R de grau n, é indicada por qualquer uma das três formas seguintes:

$\rho_{S(B_1, B_2, ..., B_n)}(R)$ ou $\rho_S(R)$ ou $\rho_{(B_1, B_2, ..., B_n)}(R)$

em que o símbolo ρ (rho) é usado para indicar o operador RENAME; S, o nome da nova relação; e $B_1, B_2, ..., B_n$ são os novos nomes dos atributos. A primeira expressão rebatiza ambos, a relação e seus atributos; a segunda, apenas a relação; e a terceira, somente os atributos. Se os atributos de R são $(A_1, A_2, ..., A_n)$ nessa ordem, então cada A_i será rebatizado como B_i.

6.2 Operações da Álgebra Relacional a Partir da Teoria dos Conjuntos

6.2.1 As Operações UNIÃO (UNION), INTERSEÇÃO (INTERSECTION) e SUBTRAÇÃO (MINUS)

O próximo grupo de operações de álgebra relacional são as operações matemáticas-padrão em conjuntos. Por exemplo, para recuperar os números do seguro social de todos os empregados que trabalham no departamento 5 ou que supervisionam diretamente um empregado que trabalha no departamento 5, podemos usar a operação UNIÃO conforme segue:

DEP5_EMPS ← $\sigma_{DNO=5}$(EMPREGADO)
RESULTADO1 ← π_{SSN}(DEP5_EMPS)
RESULTADO2(SSN) ← $\pi_{SUPERSSN}$(DEP5_EMPS)
RESULTADO ← RESULTADO1 ∪ RESULTADO2

A relação RESULTADO1 tem os números do seguro social de todos os empregados que trabalham no departamento 5, enquanto RESULTADO2 tem os números do seguro social de todos os empregados que supervisionam diretamente um empregado que trabalha no departamento 5. A operação UNIÃO produz as tuplas que estão em RESULTADO1, ou em RESULTADO2, ou em ambos (Figura 6.3). Assim, o valor de SSN 333445555 aparece apenas uma vez no resultado.

Diversos conjuntos de operações teóricas são usados para juntar os elementos de dois conjuntos de várias maneiras, incluindo **UNIÃO, INTERSEÇÃO e DIFERENÇA DE CONJUNTO** (também chamada **SUBTRAÇÃO**). Essas são operações binárias, isto é, cada uma é aplicada a dois conjuntos (de tuplas). Quando essas operações são adaptadas a um banco de dados relacional, as duas relações nas quais qualquer uma dessas três operações for aplicada devem ter o mesmo **tipo de tuplas**; essa condição tem sido chamada *compatibilidade de união*. Duas relações $R(A_1, A_2, \ldots, A_n)$ e $S(B_1, B_2, \ldots, B_n)$ são ditas de **união compatível** se tiverem o mesmo grau n e se o $\text{dom}(A_i) = \text{dom}(B_i)$ para $1 \leq i \leq n$. Isso significa que as duas relações têm o mesmo número de atributos e cada par correspondente de atributos tem o mesmo domínio.

RESULTADO1	SSN
	123456789
	333445555
	666884444
	453453453

RESULTADO2	SSN
	333445555
	888665555

RESULTADO3	SSN
	123456789
	333445555
	666884444
	453453453
	888665555

FIGURA 6.3 Resultado da operação UNIÃO, RESULTADO ← RESULTADO1 ∪ RESULTADO2.

Podemos definir as três operações de UNIÃO, INTERSEÇÃO e DIFERENÇA DE CONJUNTO em duas relações R e S de união compatível, como segue:

- **união**: O resultado dessa operação, indicada por $R \cup S$, é uma relação que inclui todas as tuplas que estão em R, ou em S, ou em ambas, R e S. As tuplas repetidas são eliminadas.
- **interseção**: O resultado dessa operação, indicada por $R \cap S$, é uma relação que inclui todas as tuplas que estão em ambas, R e S.
- **diferença de conjunto** (ou **MINUS** — SUBTRAÇÃO): O resultado dessa operação, indicada por $R - S$, é uma relação que inclui todas as tuplas que estão em R, mas não estão em S.

Adotaremos a convenção de que a relação resultante tem os mesmos nomes de atributos da *primeira* relação R. É sempre possível rebatizar os atributos do resultado usando-se o operador *rename*.

A Figura 6.4 ilustra as três operações. As relações ALUNO e INSTRUTOR na Figura 6.4a são união compatíveis, e suas tuplas representam os nomes dos alunos e instrutores, respectivamente. O resultado da operação UNIÃO na Figura 6.4b mostra os nomes de todos os alunos e instrutores. Observe que tuplas repetidas aparecem apenas uma vez no resultado. O resultado da operação de INTERSEÇÃO (Figura 6.4c) inclui apenas aquelas em ambos, alunos e instrutores.

Observe que tanto UNIÃO quanto INTERSEÇÃO são *operações comutativas*, isto é,

$$R \cup S = S \cup R \quad \text{e} \quad R \cap S = S \cap R$$

Ambas, UNIÃO e INTERSEÇÃO, podem ser tratadas como operações *n-árias* aplicáveis a qualquer número de relações, porque ambas são *operações associativas*, isto é,

$$R \cup (S \cup T) = (R \cup S) \cup T \quad \text{e} \quad (R \cap S) \cap T = R \cap (S \cap T)$$

A operação SUBTRAÇÃO *não é comutativa*; assim, em geral,

$$R - S \neq S - R$$

A Figura 6.4d apresenta os nomes dos alunos que não são instrutores, e a Figura 6.4e mostra os nomes dos instrutores que não são alunos.

(a)

ALUNO	PN	UN
	Susan	Yao
	Ramesh	Shah
	Johnny	Kohler
	Barbara	Jones
	Amy	Ford
	Jimmy	Wang
	Ernest	Gilbert

INSTRUTOR	PNOME	UNOME
	John	Smith
	Ricardo	Browne
	Susan	Yao
	Francis	Johnson
	Ramesh	Shah

(b)

PN	UN
Susan	Yao
Ramesh	Shah
Johnny	Kohler
Barbara	Jones
Amy	Ford
Jimmy	Wang
Ernest	Gilbert
John	Smith
Ricardo	Browne
Francis	Johnson

(c)

PN	UN
Susan	Yao
Ramesh	Shah

(d)

PN	UN
Johnny	Kohler
Barbara	Jones
Amy	Ford
Jimmy	Wang
Ernest	Gilbert

(e)

PNOME	UNOME
John	Smith
Ricardo	Browne
Francis	Johnson

FIGURA 6.4 As operações de conjunto UNIÃO, INTERSEÇÃO e SUBTRAÇÃO. (a) Duas relações união compatíveis. (b) ALUNO ∪ INSTRUTOR. (c) ALUNO ∩ INSTRUTOR. (d) ALUNO — INSTRUTOR. (e) INSTRUTOR — ALUNO.

6.2.2 A Operação PRODUTO CARTESIANO (CROSS PRODUCT)

A seguir, discutiremos a operação PRODUTO CARTESIANO — também conhecida como **CROSS PRODUCT (PRODUTO CRUZADO)** ou **CROSS JOIN (JUNÇÃO CRUZADA)** —, que é indicada por x. Essa também é uma operação binária de conjunto, mas as relações nas quais ela é aplicada *não* têm de ser união compatíveis. Essa operação é usada para combinar as tuplas de duas relações de forma combinatória. Em geral, o resultado de $R(A_1, A_2, \ldots, A_n) \times S(B_1, B_2, \ldots, B_m)$ é uma relação Q, com grau $n + m$ de atributos $Q(A_1, A_2, \ldots, A_n, B_1, B_2, \ldots, B_m)$, nessa ordem. A relação resultante Q tem uma tupla para cada combinação de tuplas — uma de R e uma de S. Portanto, se R tiver n_R tuplas (indicada por $|R| = n_R$), e S tiver n_S tuplas, então $R \times S$ terá $n_R * n_S$ tuplas.

A operação aplicada por si só, em geral, não tem sentido. Ela será útil quando for seguida por uma seleção que casar os valores de determinados atributos provindos das relações componentes. Por exemplo, suponha que queiramos montar uma lista com os nomes dos dependentes de cada empregada. Podemos fazer o seguinte:

$$\text{EMPS\_FEM} \leftarrow \sigma_{\text{SEXO}='F'}(\text{EMPREGADO})$$
$$\text{NOMESEMP} \leftarrow \pi_{\text{PNOME, UNOME, SSN}}(\text{EMPS\_FEM})$$
$$\text{DEPENDENTES\_EMP} \leftarrow \text{NOMESEMP} \times \text{DEPENDENTE}$$
$$\text{DEPENDENTES\_REAIS} \leftarrow \sigma_{\text{SSN=ESSN}}(\text{DEPENDENTES\_EMP})$$
$$\text{RESULTADO} \leftarrow \pi_{\text{PNOME, UNOME, NOME\_DEPENDENTE}}(\text{DEPENDENTES\_REAIS})$$

As relações resultantes dessa seqüência de operações são mostradas na Figura 6.5. A relação DEPENDENTES_EMP é o resultado da aplicação da operação PRODUTO CARTESIANO em NOMESEMP, da Figura 6.5, e DEPENDENTE da Figura 5.6. Em DEPENDENTES_EMP, toda tupla de NOMESEMP é combinada com cada tupla de DEPENDENTE, dando um resultado que não tem muito sentido. Gostaríamos de combinar uma tupla de empregada apenas com os dependentes dela — isto é, as tuplas de DEPENDENTE nas quais os valores de ESSN

se casam com o valor de SSN da tupla de EMPREGADO. A relação DEPENDENTES_REAIS faz isso. A relação DEPENDENTES_EMP é um bom exemplo da correta aplicação da álgebra relacional para obter os resultados que não teriam sentido nenhum de outro modo. Portanto, é responsabilidade do usuário certificar-se de que sejam aplicadas apenas as operações significativas às relações.

O PRODUTO CARTESIANO cria tuplas com a combinacão dos atributos de duas relações. Podemos, então, fazer SELEÇÃO apenas das tuplas relacionadas entre as duas relações, especificando uma condição de seleção apropriada, conforme fizemos no exemplo anterior. Em virtude do fato de essa seqüência, PRODUTO CARTESIANO seguido por SELEÇÃO, ser bastante usada para identificar e selecionar tuplas relacionadas entre duas relações, uma operação especial chamada JUNCAO (JOIN) foi criada para especificar essa seqüência como uma operação única. Discutiremos a operação JUNÇÃO (JOIN) a seguir.

EMPS_FEM	PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
	Alicia	J	Zelaya	999887777	1968-07-19	3321 Castle,Spring,TX	F	25000	987654321	4
	Jennifer	S	Wallace	987654321	1941-06-20	291 Berry,Bellaire,TX	F	43000	888665555	4
	Joyce	A	English	453453453	1972-0731	5631 Rice,Houston,TX	F	25000	333445555	5

NOMESEMP	PNOME	UNOME	SSN
	Alicia	Zelaya	999887777
	Jennifer	Wallace	987654321
	Joyce	English	453453453

DEPENDENTES_EMP	PNOME	UNOME	SSN	ESSN	NOME_DEPENDENTE	SEXO	DATANASC	• • •
	Alicia	Zelaya	999887777	333445555	Alice	F	1986-04-05	• • •
	Alicia	Zelaya	999887777	333445555	Theodore	M	1983-10-25	• • •
	Alicia	Zelaya	999887777	333445555	Joy	F	1958-05-03	• • •
	Alicia	Zelaya	999887777	987654321	Abner	M	1942-02-28	• • •
	Alicia	Zelaya	999887777	123456789	Michael	M	1988-01-04	• • •
	Alicia	Zelaya	999887777	123456789	Alice	F	1988-12-30	• • •
	Alicia	Zelaya	999887777	123456789	Elizabeth	F	1987-05-05	• • •
	Jennifer	Wallace	987654321	333445555	Alice	F	1986-04-05	• • •
	Jennifer	Wallace	987654321	333445555	Theodore	M	1983-10-25	• • •
	Jennifer	Wallace	987654321	333445555	Joy	F	1958-05-03	• • •
	Jennifer	Wallace	987654321	987654321	Abner	M	1942-02-28	• • •
	Jennifer	Wallace	987654321	123456789	Michael	M	1988-01-04	• • •
	Jennifer	Wallace	987654321	123456789	Alice	F	1988-12-30	• • •
	Jennifer	Wallace	987654321	123456789	Elizabeth	F	1967-05-05	• • •
	Joyce	English	453453453	333445555	Alice	F	1986-04-05	• • •
	Joyce	English	453453453	333445555	Theodore	M	1983-10-25	• • •
	Joyce	English	453453453	333445555	Joy	F	1958-05-03	• • •
	Joyce	English	453453453	987654321	Abner	M	1942-02-28	• • •
	Joyce	English	453453453	123456789	Michael	M	1988-01-04	• • •
	Joyce	English	453453453	123456789	Alice	F	1988-12-30	• • •
	Joyce	English	453453453	123456789	Elizabeth	F	1967-05-05	• • •

DEPENDENTES_REAIS	PNOME	UNOME	SSN	ESSN	NOME_DEPENDENTE	SEXO	DATANASC	• • •
	Jennifer	Wallace	987654321	987654321	Abner	M	1942-02-28	• • •

RESULTADO	PNOME	UNOME	NOME_DEPENDENTE
	Jennifer	Wallace	Abner

FIGURA 6.5 A operação PRODUTO CARTESIANO (CROSS PRODUCT).

6.3 Operações Relacionais Binárias: Junção (Join) e Divisão (Division)

6.3.1 A Operação JUNÇÃO

A operação JUNÇÃO, indicada por ⋈, é usada para combinar as *tuplas relacionadas* em duas relações dentro de uma tupla única. Essa operação é muito importante para qualquer banco de dados relacional com mais de uma relação, porque nos permite

processar os relacionamentos entre as relações. Para ilustrar a JUNÇÃO, suponha que queiramos recuperar o nome do gerente de cada departamento. Para obter o nome do gerente, precisaremos combinar cada tupla departamento com a tupla empregado na qual o valor do SSN case com o valor do GERSSN da tupla departamento. Faremos isso usando a operação JUNÇÃO e, depois, projetando os atributos necessários do resultado, conforme segue:

$$\text{DEPT\_GER} \leftarrow \text{DEPARTAMENTO} \bowtie_{\text{GERSSN=SSN}} \text{EMPREGADO}$$

$$\text{RESULTADO} \leftarrow \pi_{\text{DNOME, UNOME, PNOME}}(\text{DEPT\_GER})$$

A primeira operação é ilustrada na Figura 6.6. Observe que GERSSN é uma chave estrangeira e que a restrição de integridade referencial desempenha o papel de casar as tuplas com a relação EMPREGADO, à qual faz referência.

A operação JUNÇÃO pode ser definida por um PRODUTO CARTESIANO seguido por uma operação SELEÇÃO. Entretanto, a JUNÇÃO é importante porque é usada com muita freqüência quando se especifica as consultas a um banco de dados. Considere o exemplo dado anteriormente para ilustrar o PRODUTO CARTESIANO, que incluiu a seguinte seqüência de operações:

$$\text{DEPENDENTES\_EMP} \leftarrow \text{NOMESEMP} \times \text{DEPENDENTE}$$

$$\text{DEPENDENTES\_REAIS} \leftarrow \sigma_{\text{SSN=ESSN}}(\text{DEPENDENTES\_EMP})$$

Essas duas operações podem ser substituídas por uma única operação JUNÇÃO, como segue:

$$\text{DEPENDENTES\_REAIS} \leftarrow \text{NOMESEMP} \bowtie_{\text{SSN=ESSN}} \text{DEPENDENTE}$$

A forma geral de uma operação JUNÇÃO em duas relações[4] $R(A_1, A_2, \ldots, A_n)$ e $S(B_1, B_2, \ldots, B_m)$ é

$$R \bowtie_{\text{<condicao da juncao>}} S$$

O resultado da JUNÇÃO é uma relação Q com $n + m$ atributos $Q(A_1, A_2, \ldots, A_n, B_1, B_2, \ldots, B_m)$, nessa ordem. Q tem uma tupla para cada combinação de tuplas — uma de R e uma de S — *quando a combinação satisfizer a condição de junção*. Essa é a principal diferença entre PRODUTO CARTESIANO e JUNÇÃO. Na JUNÇÃO, apenas as combinações de tuplas que *satisfizerem a condição de junção* aparecerão no resultado, enquanto no PRODUTO CARTESIANO, *todas* as combinações de tuplas serão incluídas no resultado. A condição de junção é especificada pelos atributos das duas relações R e S, e é avaliada para cada combinação de tuplas. Cada combinação de tupla para a qual a condição de junção for avaliada como VERDADEIRA será incluída na relação resultante Q, *como uma tupla combinada única*.

Uma condição de junção geral é a da forma

<condicao> AND <condicao> AND ... AND <condicao>

em que cada condição é da forma $A_i\ \theta\ B_j$, A_i é um atributo de R, B_j é um atributo de S, A_i e B_j têm o mesmo domínio, e θ (theta) é um dos operadores de comparação $\{=, <, \leq, >, \geq, \neq\}$. Uma operação JUNÇÃO com uma condição de junção geral é chamada **JUNÇÃO THETA** (THETA *JOIN*). As tuplas cujos atributos de junção são *null não* aparecem no resultado. Nesse sentido, a operação JUNÇÃO *não* preserva, necessariamente, todas as informações das relações participantes.

DEPT_GER	DNOME	DNUMERO	GERSSN	• • •	PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	• • •
	Research	5	333445555	• • •	Franklin	T	Wong	333445555	• • •
	Administration	4	987654321	• • •	Jennifer	S	Wallace	987654321	• • •
	Headquarters	1	888665555	• • •	James	E	Borg	888665555	• • •

FIGURA 6.6 Resultado da operação JUNÇÃO (*JOIN*), $\text{DEPT\_GER} \leftarrow \text{DEPARTAMENTO} \bowtie_{\text{GERSSN=SSN}} \text{EMPREGADO}$.

6.3.2 As Variações de JUNÇÃO: EQUIJUNÇÃO (EQUIJOIN) e JUNÇÃO NATURAL (NATURAL JOIN)

O uso mais comum de JUNÇÃO envolve as condições de junção apenas em comparações de igualdade. Assim, uma JUNÇÃO em que o único operador de comparação usado for o = é chamada **EQUIJUNÇÃO**. Ambos os exemplos que consideramos aqui foram de EQUIJUNÇÃO. Observe que no resultado de uma EQUIJUNÇÃO sempre teremos um ou mais pares de atributos com *valores idênticos* em cada tupla. Por exemplo, na Figura 6.6, os valores dos atributos GERSSN e SSN são idênticos em cada tupla de DEPT_GER em razão da condição de junção de igualdade especificada para os dois atributos. Como um, de cada par de atributos

4 Novamente, observe que R e S podem ser quaisquer relações que resultem de *expressões de álgebra relacional* gerais.

com valores idênticos, é supérfluo, uma nova operação, chamada **JUNÇÃO NATURAL** — indicada por * —, foi criada, livrando o segundo atributo (supérfluo) da condição de EQUIJUNÇÃO.[5] A definição-padrão de JUNÇÃO NATURAL exige que os dois atributos de junção (ou cada par dos atributos de junção) tenham o mesmo nome em ambas as relações. Se esse não for o caso, uma operação de *rename* deve ser aplicada primeiro.

No exemplo seguinte, primeiro rebatizaremos o atributo DNUMERO de DEPARTAMENTO para DNUM — assim ele terá o mesmo nome do atributo DNUM em PROJETO — então aplicaremos a JUNÇÃO NATURAL:

DEPT_PROJ ← PROJETO * $\rho_{(DNOME, DNUM, GERSSN, GERDATAINICIO)}$(DEPARTAMENTO)

A mesma consulta pode ser feita em dois passos, criando-se uma tabela intermediária DEPT, como segue:

DEPT ← $\rho_{(DNOME, DNUM, GERSSN, GERDATAINICIO)}$(DEPARTAMENTO)

DEPT_PROJ ← PROJETO * DEPT

O atributo DNUM é chamado **atributo de junção**. A relação resultante está ilustrada na Figura 6.7a. Na relação DEPT_PROJ, cada tupla combina uma tupla de PROJETO com uma tupla de DEPARTAMENTO, para o departamento que controla o projeto, mas *apenas um atributo de junção* é preservado.

Se os atributos nos quais a junção natural for especificada já *têm os mesmos nomes em ambas as relações*, é desnecessário rebatizá-las. Por exemplo, para aplicar uma junção natural nos atributos DNUMERO de DEPARTAMENTO e DEPT_LOCALIZACOES, será suficiente escrever

DEPT_LOCS ← DEPARTAMENTO * DEPT_LOCALIZACOES

A relação resultante é mostrada na Figura 6.7b, que combina cada departamento com suas localizações e tem uma tupla para cada localização. Em geral, JUNÇÃO NATURAL é executada pela equiparação de *todos* os pares de atributos que tenham o mesmo nome nas duas relações. É preciso haver uma lista de atributos de junção de cada relação, e cada par correspondente precisa ter o mesmo nome.

(a)

DEPT_PROJ	PNOME	PNUMERO	PLOCALIZACAO	DNUM	DNOME	GERSSN	GERDATAINICIO
	ProdutoX	1	Bellaire	5	Research	333445555	1988-05-22
	ProdutoY	2	Sugarland	5	Research	333445555	1988-05-22
	ProdutoZ	3	Houston	5	Research	333445555	1988-05-22
	Automacao	10	Stafford	4	Administration	987654321	1995-01-01
	Reorganizacao	20	Houston	1	Headquarters	888665555	1981-06-19
	Novosbeneficios	30	Stafford	4	Administration	987654321	1995-01-01

(b)

DEPT_LOCS	DNOME	DNUMERO	GERSSN	GERDATAINICIO	LOCALIZACAO
	Sede Administrativa	1	888665555	1981-06-19	Houston
	Administracao	4	987654321	1995-01-01	Stafford
	Pesquisa	5	333445555	1988-05-22	Bellaire
	Pesquisa	5	333445555	1988-05-22	Sugarland
	Pesquisa	5	333445555	1988-05-22	Houston

FIGURA 6.7 Resultados de duas operações JUNÇÃO NATURAL. (a) DEPT_PROJ ← PROJETO * DEPT. (b) DEPT_LOCS ← DEPARTAMENTO * DEPT_LOCALIZACOES.

Uma definição mais geral, *embora não padronizada* para JUNÇÃO NATURAL, é

$Q \leftarrow R *_{(<lista1>), (<lista2>)} S$

Nesse caso, <lista1> especifica uma lista de i atributos de R e <lista2> caracteriza uma lista de i atributos de S. As listas são usadas para formar comparações de igualdade entre os pares de atributos correspondentes e as condições são todas *AND*. Apenas a lista correspondente aos atributos da primeira relação R — <lista1> — é mantida no resultado Q.

Observe que se não houver combinação de tuplas que satisfaça a condição de junção, o resultado de uma JUNÇÃO será uma relação vazia com zero tuplas. Em geral, se R tem n_R tuplas e S, n_S tuplas, o resultado de uma operação JUNÇÃO $R \bowtie_{<condição\ de\ junção>} S$ terá entre zero e $n_R * n_S$ tuplas. O tamanho esperado do resultado da junção, dividido pelo número máximo $n_R * n_S$, leva a uma razão chamada **seletividade de junção**, que é uma propriedade de cada condição de junção. Se não houver ne-

5 JUNÇÃO NATURAL é, basicamente, uma EQUIJUNÇÃO, seguida da remoção dos atributos supérfluos.

nhuma condição de junção, todas as combinações de tuplas são qualificadas e a JUNÇÃO degenera em um PRODUTO CARTESIANO, também chamado CROSS PRODUCT ou CROSS JOIN.

Como podemos ver, a operação JUNÇÃO é usada para combinar os dados de múltiplas relações e as informações relacionadas podem ser apresentadas em uma única tabela. Essas operações também são conhecidas como **inner joins (junções internas)**, para distingui-las de uma variação diferente de junção, chamada *junção externa* (Seção 6.4.3). Observe que, às vezes, uma junção pode ser especificada entre uma relação e ela própria, como ilustraremos na Seção 6.4.2. A operação JUNÇÃO NATURAL ou EQUIJUNÇÃO também pode ser especificada entre as diversas tabelas, levando a uma *junção múltipla (n-way join)*. Por exemplo, considere a seguinte junção tripla:

$$((\text{PROJETO} \bowtie_{\text{DNUM=DNUMERO}} \text{DEPARTAMENTO})) \bowtie_{\text{GERSSN=SSN}} \text{EMPREGADO})$$

Essa junção liga cada projeto ao seu departamento de controle e então relaciona o departamento ao seu empregado gerente. O resultado da rede é uma relação consolidada, na qual cada tupla contém a informação projeto-departamento-gerente.

6.3.3 Um Conjunto Completo de Operações de Álgebra Relacional

Tem sido demonstrado que o conjunto de operações da álgebra relacional $\{\sigma, \pi, \cup, -, \times\}$ é um conjunto **completo**, isto é, quaisquer das outras operações originais de álgebra relacional podem ser expressas como uma *seqüência de operações desse conjunto*. Por exemplo, a operação INTERSEÇÃO pode ser expressa usando-se UNIÃO e SUBTRAÇÃO, como segue:

$$R \cap S \equiv (R \cup S) - ((R - S) \cup (S - R))$$

Embora, em termos exatos, a INTERSEÇÃO não seja necessária, não é conveniente especificar essa complexa expressão toda vez que desejarmos uma interseção. Como outro exemplo, uma operação JUNÇÃO pode ser estabelecida por meio de um PRODUTO CARTESIANO seguido de uma operação SELEÇÃO, conforme já discutimos:

$$R \bowtie_{\text{<condicao>}} S \equiv \sigma_{\text{<condicao>}} (R \times S)$$

Similarmente, uma JUNÇÃO NATURAL pode ser especificada por um PRODUTO CARTESIANO precedido por RENAME, e seguido pelas operações SELEÇÃO e PROJEÇÃO. Portanto, as diversas operações JUNÇÃO também *não são exatamente necessárias* para o poder expressivo da álgebra relacional. Entretanto, é importante considerá-las como operações distintas, pois são convenientes e comumente utilizadas em aplicações de banco de dados. Outras operações têm sido incluídas na álgebra relacional mais por conveniência que por necessidade. Discutiremos uma delas — a operação DIVISÃO (DIVISION) — na próxima seção.

6.3.4 A Operação DIVISÃO

A operação DIVISÃO, indicada por ÷, é útil para um tipo especial de consulta que, às vezes, ocorre em aplicações de banco de dados. Um exemplo é "Recuperar os nomes dos empregados que trabalham em *todos* os projetos em que 'John Smith' trabalha". Para expressar essa consulta utilizando-se a operação de DIVISÃO, proceda como segue. Primeiro, recupere a lista dos números dos projetos em que 'John Smith' trabalha, em uma relação intermediária SMITH_NRPS:

$$\text{SMITH} \leftarrow \sigma_{\text{PNOME='John' AND UNOME='Smith'}}(\text{EMPREGADO})$$
$$\text{SMITH\_NRPS} \leftarrow \pi_{\text{PNO}}(\text{TRABALHA\_EM} \bowtie_{\text{ESSN=SSN}} \text{SMITH})$$

Depois, crie uma relação que inclua uma tupla <PNO, ESSN> toda vez que um empregado, cujo número do seguro social seja ESSN, trabalhe no projeto cujo número seja PNO, na relação intermediária SSN_DNS:

$$\text{SSN\_DNS} \leftarrow \pi_{\text{ESSN, PNO}}(\text{TRABALHA\_EM})$$

Finalmente, aplique a operação DIVISÃO nas duas relações, que dá o número do seguro social do empregado desejado:

$$\text{SSNS(SSN)} \leftarrow \text{SSN\_NRPS} \div \text{SMITH\_NRPS}$$
$$\text{RESULTADO} \leftarrow \pi_{\text{PNOME, UNOME}}(\text{SSNS} * \text{EMPREGADO})$$

As operações anteriores são mostradas na Figura 6.8a.

Em geral, a operação DIVISÃO é aplicada em duas relações $R(Z) \div S(X)$, em que $X \subseteq Z$. Seja $Y = Z - X$ (portanto, $Z = X \cup Y$), isto é, seja Y o conjunto de atributos de R que não são atributos de S. O resultado da DIVISÃO é uma relação $T(Y)$, que inclui uma tupla t, se as tuplas t_R aparecem em R com $t_R[Y] = t$, e com $t_R[X] = t_S$ para toda tupla t_S em S. Isso significa que, para

uma tupla t aparecer no resultado T da DIVISÃO, os valores em t devem aparecer em R em combinação com toda tupla em S. Observe que na formulação da operação DIVISÃO, as tuplas na relação do denominador restringem a relação do numerador, selecionando aquelas tuplas no resultado iguais a todos os valores presentes no denominador. Não é necessário conhecer quais são aqueles valores.

(a)

SSN_NRPS	ESSN	NRP
	123456789	1
	123456789	2
	666884444	3
	453453453	1
	453453453	2
	333445555	2
	333445555	3
	333445555	10
	333445555	20
	999887777	30
	999887777	10
	987987987	10
	987987987	30
	987654321	30
	987654321	20
	888665555	20

SMITH_NRPS	NRP
	1
	2

SSNS	SSN
	123456789
	453453453

(b)

R	A	B
	a1	b1
	a2	b1
	a3	b1
	a4	b1
	a1	b2
	a3	b2
	a2	b3
	a3	b3
	a4	b3
	a1	b4
	a2	b4
	a3	b4

S	A
	a1
	a2
	a3

T	B
	b1
	b4

FIGURA 6.8 A operação DIVISÃO. (a) Dividindo SSN_NRPS por SMITH_NRPS. (b) $T \leftarrow R \div S$.

A Figura 6.8b ilustra uma operação de DIVISÃO em que $X = \{A\}$, $Y = \{B\}$ e $Z = \{A, B\}$. Observe que as tuplas (valores) b_1 e b_4 aparecem em R em combinação com todas as três tuplas de S; é por isso que elas surgem na relação resultante T. Todos os outros valores de B em R que não aparecerem com todas as tuplas de S não serão selecionados: b_2 não aparece com a_2; e b_3 não aparece com a_1.

A operação de DIVISÃO pode ser expressa como uma seqüência de operações π, $\times$, e $-$, como segue:

$T1 \leftarrow \pi_Y(R)$
$T2 \leftarrow \pi_Y((S \times T_1) - R)$
$T \leftarrow T_1 - T_2$

A operação de DIVISÃO é definida, por conveniência, para a transação com as consultas que envolvam "quantificação universal" (Seção 6.6.6), ou *todas* as condições. A maioria das implementações de SGBDR, com a SQL como a linguagem primária de consulta, não implementam a divisão diretamente. A SQL tem uma maneira indireta de tratar com o tipo de consulta ilustrada anteriormente (Seção 8.5.4). A Tabela 6.1 mostra as várias operações básicas de álgebra relacional que discutimos.

6.4 Outras Operações Relacionais

Alguns requisitos comuns de um banco de dados — que são necessários em linguagens de consulta comerciais de SGBDRs — não podem ser executados com as operações de álgebra relacional originais, descritas nas seções 6.1 a 6.3. Nesta seção, definiremos as operações adicionais para expressar esses requisitos. Essas operações acentuam o poder expressivo da álgebra relacional original.

6.4.1 Funções Agregadas e Agrupamento

O primeiro tipo de requisito que não pode ser expresso na álgebra relacional básica é para especificar as **funções** matemáticas **agregadas** em coleções de valores do banco de dados. Os exemplos dessas funções incluem a recuperação da média ou total do salário de todos os empregados ou o número total de tuplas de empregados. Essas funções são usadas em consultas de estatística simples, que resumem as informações das tuplas do banco de dados. As funções comuns aplicadas às coleções de valores numéricos incluem SOMA, MÉDIA, MÁXIMO e MÍNIMO. A função CONTAR é usada para contar as tuplas ou valores.

Tabela 6.1 Operações de Álgebra Relacional

Operação	Proposta	Notação
SELEÇÃO (SELECT)	Seleciona todas as tuplas que satisfizerem a condição de SELEÇÃO de uma relação R.	$\sigma_{<\text{condição de seleção}>}(R)$
PROJEÇÃO (PROJECT)	Produz uma nova relação com apenas alguns dos atributos de R e remove as tuplas repetidas.	$\pi_{<\text{lista de atributos}>}(R)$
JUNÇÃO THETA (THETAJOIN)	Produz todas as combinações de tuplas de R_1 e R_2 que satisfizerem a condição de junção.	$R_1 \bowtie_{<\text{condição de junção}>} R_2$
EQUIJUNÇÃO (EQUIJOIN)	Produz todas as combinações de tuplas de R_1 e R_2 que satisfizerem uma condição de junção apenas com as comparações de igualdade.	$R_1 \bowtie_{<\text{condição de junção}>} R_2$ *ou* $R_1 \bowtie_{(<\text{atributo de junção 1}>),(<\text{atributo de junção 2}>)} R_2$
JUNÇÃO NATURAL (NATURAL JOIN)	Igual à EQUIJUNÇÃO, exceto que os atributos de junção de R_2 não estarão incluídos na relação resultante; se os atributos de junção tiverem os mesmos nomes, não precisarão ser especificados de nenhuma forma.	$R_1 *_{<\text{condição de junção}>} R_2$ *ou* $R_1 *_{(<\text{atributo de junção 1}>),(<\text{atributo de junção 2}>)} R_2$ *ou* $R_1 * R_2$
UNIÃO (UNION)	Produz uma relação que inclui todas as tuplas em R_1 ou R_2, ou ambas, R_1 e R_2; R_1 e R_2 devem ter uma união compatível.	$R_1 \cup R_2$
INTERSEÇÃO (INTERSECTION)	Produz uma relação que inclui todas as tuplas em R_1 e R_2; R_1 e R_2 devem ter uma união compatível.	$R_1 \cap R_2$

Tabela 6.1 Operações de Álgebra Relacional. (*continuação*)

Operação	Proposta	Notação
DIFERENÇA (DIFFERENCE)	Produz uma relação que inclui todas as tuplas em R_1 que não estão em R_2; R_1 e R_2 devem ter uma união compatível.	$R_1 - R_2$
PRODUTO CARTESIANO (CROSS PRODUCT)	Produz uma relação que tem os atributos de R_1 e R_2 e inclui, como tuplas, todas as possíveis combinações de tuplas de R_1 e R_2.	$R_1 \times R_2$
DIVISÃO (DIVISION)	Produz uma relação $R(X)$ que inclui todas as tuplas $t[X]$ em $R_1(Z)$ que aparecem em R_1 em combinação com todas as tuplas de $R_2(Y)$, em que $Z = X \cup Z$.	$R_1(Z) \div R_2(Y)$

Outra necessidade freqüente é o agrupamento de tuplas em uma relação, a partir do valor de alguns de seus atributos, e então aplicar uma função de agregação independente para cada grupo. Um exemplo poderia ser o agrupamento de tuplas de empregado por DNO, de modo que cada grupo incluiria as tuplas de empregados que trabalham no mesmo departamento. Poderíamos, então, listar, para cada valor DNO, digamos, o salário médio dos empregados do departamento ou o número de empregados que trabalham naquele departamento.

Podemos definir uma operação para FUNÇÃO AGREGADA usando o símbolo $\mathfrak{F}$ (pronunciado "*script* F")[6] para especificar esse tipo de requisito, como segue:

$$<\text{atributos de agrupamento}> \mathfrak{F}\ <\text{lista de funcao}> (R)$$

em que <atributos de agrupamento> é uma lista de atributos da relação especificada em R; e <lista de funcao> é uma lista de pares (<funcao> <atributo>). Em cada par, <funcao> é uma das funções permitidas — como SOMA (SUM), MEDIA (AVERAGE), MÁXIMO (MAX), MÍNIMO (MIN), CONTAR (COUNT) — e <atributo> é um atributo da relação especificada por R. A relação resultante tem os atributos de agrupamento mais um atributo para cada elemento na lista de função. Por exemplo, para recuperar cada número de departamento, o número de empregados no departamento e a média salarial deles, enquanto os atributos resultantes são rebatizados como indicado a seguir, escrevemos:

$$\rho R_{(\text{DNO, NUM\_DE\_EMPREGADOS, MEDIA\_SAL})} (\text{DNO}\ \mathfrak{F}\ \text{CONTAR}_{\text{SSN}}, \text{MEDIA}_{\text{SALARIO}} (\text{EMPREGADO}))$$

O resultado dessa operação é mostrado na Figura 6.9a.

No exemplo anterior, especificamos uma lista de nomes de atributos — entre parênteses na operação RENAME — para a relação resultante R. Se nenhuma operação *rename* for aplicada, então os atributos da relação resultante que correspondem à lista de função serão, cada um, a concatenação do nome da função com o nome do atributo, na forma <funcao>_<atributo>.[7] Por exemplo, a Figura 6.9b mostra o resultado da seguinte operação:

$$\text{DNO}\ \mathfrak{F}\ \text{CONTAR}_{\text{SSN}}, \text{MEDIA}_{\text{SALARIO}} (\text{EMPREGADO})$$

Se não há especificação de atributos de agrupamento, as funções são aplicadas a *todas as tuplas* na relação, de forma que a relação resultante terá *apenas uma única tupla*. Por exemplo, a Figura 6.9c mostra o resultado da seguinte operação:

$$\mathfrak{F}\ \text{CONTAR}_{\text{SSN}}, \text{MEDIA}_{\text{SALARIO}} (\text{EMPREGADO})$$

É importante notar que, em geral, as repetições *não são eliminadas* quando uma função de agregação for aplicada; dessa forma, a interpretação normal de funções como a SOMA e a MÉDIA será computada.[8] Vale enfatizar que o resultado da aplicação de uma função agregada é uma relação, não um número escalar — mesmo que ele tenha um único valor. Isso faz da álgebra relacional um sistema fechado.

---

6 Não há concordância para uma notação única de funções agregadas. Em alguns casos é usado um "*script* A".

7 Observe que essa é uma notação arbitrária que estamos sugerindo. Não há uma notação-padrão.

8 Em SQL, a opção para a eliminação de repetições, antes da aplicação de uma função agregada, está disponível por meio da inclusão da palavra-chave *DISTINCT* (distinto) (Seção 8.4.4).

(a)

R	DNO	NUM_DE_EMPREGADOS	MEDIA_SAL
	5	4	33250
	4	3	31000
	1	1	55000

(b)

DNO	CONTAR_SSN	MEDIA_SALARIO
5	4	33250
4	3	31000
1	1	55000

(c)

CONTAR_SSN	MEDIA_SALARIO
8	35125

FIGURA 6.9 A operação FUNÇÃO AGREGADA. (a) $\rho_{R(DNO,\ NUM\_DE\_EMPREGADOS,\ MEDIA\_SAL)}\ (_{DNO}\ \mathfrak{F}\ CONTAR_{SSN},\ MEDIA_{SALARIO}\ (EMPREGADO)$. (b) $_{DNO}\ \mathfrak{F}\ CONTAR_{SSN},\ MEDIA_{SALARIO}\ (EMPREGADO)$. (c) $\mathfrak{F}\ CONTAR_{SSN},\ MEDIA_{SALARIO}\ (EMPREGADO)$.

6.4.2 Operações de Clausura Recursiva

Outro tipo de operação que, em geral, não pode ser especificada na álgebra relacional original básica, é a **clausura recursiva**. Essa operação é aplicada a um **relacionamento recursivo** entre as tuplas de mesmo tipo, como o relacionamento entre um empregado e um supervisor. Esse relacionamento é descrito pela chave estrangeira SUPERSSN da relação EMPREGADO nas figuras 5.5 e 5.6, e relaciona cada tupla empregado (no papel de subordinado) a outra tupla empregado (no papel de supervisor). Um exemplo de uma operação recursiva é recuperar todos os supervisionados de um empregado *e* em todos os níveis — isto é, todos os empregados *e'* diretamente supervisionados por *e* todos os empregados *e''*, diretamente supervisionados por empregado *e'*; todos os empregados *e'''* diretamente supervisionados por empregado *e''*; e assim por diante.

Embora seja correto na álgebra relacional especificar todos os empregados supervisionados por um *e* em *um nível específico*, é difícil especificar todos os supervisionados em *todos* os níveis. Por exemplo, para especificar os SSNs de todos os empregados *e'* diretamente supervisionados — *em nível um* — pelo empregado *e*, cujo nome é 'James Borg' (Figura 5.6), podemos aplicar a seguinte operação:

$$\text{BORG\_SSN} \leftarrow \pi_{\text{SSN}}\ (\sigma_{\text{PNOME='James' AND UNOME='Borg'}}\ (\text{EMPREGADO}))$$
$$\text{SUPERVISAO}\ (\text{SSN1, SSN2}) \leftarrow \pi_{\text{SSN, SUPERSSN}}\ (\text{EMPREGADO})$$
$$\text{RESULTADO1}\ (\text{SSN}) \leftarrow \pi_{\text{SSN1}}\ (\text{SUPERVISAO} \bowtie_{\text{SSN2=SSN}} \text{BORG\_SSN})$$

Para recuperar todos os empregados supervisionados por Borg em nível 2 — isto é, todos os empregados *e''* supervisionados por algum empregado *e'*, que é diretamente supervisionado por Borg — podemos aplicar outra JUNÇÃO ao resultado da primeira consulta, como segue:

$$\text{RESULTADO2}\ (\text{SSN}) \leftarrow \pi_{\text{SSN1}}\ (\text{SUPERVISAO} \bowtie_{\text{SSN2=SSN}} \text{RESULTADO1})$$

Para obter ambos os conjuntos de empregados supervisionados em níveis 1 e 2 por 'James Borg', podemos aplicar a operação UNIÃO aos dois resultados, como segue:

$$\text{RESULTADO} \leftarrow \text{RESULTADO2} \cup \text{RESULTADO1}$$

Os resultados dessas consultas estão ilustrados na Figura 6.10. Embora seja possível recuperar os empregados em cada nível e então usar a UNIÃO entre eles, não podemos, em geral, especificar uma consulta como "recupere os subordinados de 'James Borg' em todos os níveis" sem utilizar um mecanismo de laço.[9] Uma operação chamada *clausura transitiva* de relações foi proposta para computar a recursividade no relacionamento tão logo ela deva proceder.

9 A SQL3-padrão inclui a sintaxe para a clausura recursiva.

(SSN de Borg é 888665555)

	(SSN)	(SUPERSSN)
SUPERVISÃO	SSN1	SSN2
	123456789	333445555
	333445555	888665555
	999887777	987654321
	987654321	888665555
	666884444	333445555
	453453453	333445555
	987987987	987654321
	888665555	*null*

RESULTADO1	SSN
	333445555
	987654321

(Supervisionado por Borg)

RESULTADO2	SSN
	123456789
	999887777
	666884444
	453453453
	987987987

(Supervisionado por subordinados de Borg)

RESULTADO	SSN
	123456789
	999887777
	666884444
	453453453
	987987987
	333445555
	987654321

(RESULTADO1 ∪ RESULTADO2)

FIGURA 6.10 Uma consulta recursiva em dois níveis.

6.4.3 Operações de Junção Externa

Discutiremos, agora, algumas extensões da operação de JUNCAO que são necessárias para especificar certos tipos de consultas. As operações de JUNÇÃO descritas anteriormente casam as tuplas que satisfizerem a condição de junção. Por exemplo, para uma operação de JUNÇÃO NATURAL $R * S$, apenas as tuplas de R que correspondem às tuplas em S — e vice-versa — aparecem no resultado. Portanto, as tuplas sem uma tupla *correspondente* (ou *relacionada*) são eliminadas do resultado de JUNÇÃO. As tuplas com valores *null* nos atributos de junção também são eliminadas. Isso equivale à perda de informação quando se espera que o resultado de JUNÇÃO seja usado para gerar um relatório baseado em todas as informações das relações componentes.

Um conjunto de operações, chamado **junções externas (*outer joins*)**, pode ser utilizado quando queremos manter todas as tuplas em R, ou todas aquelas em S, ou todas aquelas em ambas as relações no resultado da JUNÇÃO, independentemente se elas têm ou não tuplas correspondentes na outra relação. Isso satisfaz a necessidade de consultas nas quais as tuplas de duas tabelas são combinadas pelo casamento de linhas correspondentes, mas sem a perda de qualquer tupla por falta de valores casados. As operações de junção que descrevemos anteriormente, na Seção 6.3, na qual apenas as tuplas casadas são mantidas no resultado, são conhecidas como **junções internas (*inner joins*)**.

Por exemplo, suponha que queiramos uma lista dos nomes de todos os empregados e também o nome dos departamentos que eles gerenciam, *se gerenciarem algum departamento*; se não gerenciarem nenhum, podemos, então, indicá-lo com um valor *null*. Podemos aplicar uma operação **JUNÇÃO EXTERNA À ESQUERDA** (LEFT OUTER JOIN), indicada por ⟕, para recuperar o resultado, como segue:

TEMP ← (EMPREGADO ⟕ $_{SSN=GERSSN}$ DEPARTAMENTO)
RESULTADO ← $\pi_{PNAME, MINICIAL, UNOME, DNOME}$ (TEMP)

A operação JUNÇÃO EXTERNA À ESQUERDA mantém toda tupla na *primeira relação*, ou na relação *R à esquerda*, em R ⟕ S; se nenhuma tupla correspondente é encontrada em S, então os atributos de S no resultado de junção serão preenchidos ou "enchidos" com valores *null*. O resultado dessas operações é mostrado na Figura 6.11.

Uma operação similar, **JUNÇÃO EXTERNA À DIREITA** (RIGHT OUTER JOIN), indicada por ⟖, mantém todas as tuplas na *segunda relação*, ou relação S à direita, no resultado de R ⟖ S. Uma terceira operação, **JUNÇÃO EXTERNA TOTAL** (*FULL* OUTER JOIN), indicada por ⟗, mantém todas as tuplas em ambas as relações, esquerda e direita, quando não são encontradas

as tuplas com os valores casados, preenchendo-as com valores *null*, conforme a necessidade. As três operações de junção externa são parte da SQL2-padrão (Capítulo 8).

RESULTADO	PNOME	MINICIAL	UNOME	DNOME
	John	B	Smith	*null*
	Franklin	T	Wong	Research
	Alicia	J	Zelaya	*null*
	Jennifer	S	Wallace	Administration
	Ramesh	K	Narayan	*null*
	Joyce	A	English	*null*
	Ahmad	V	Jabbar	*null*
	James	E	Borg	Headquarters

FIGURA 6.11 O resultado de uma OPERAÇÃO LEFT OUTER JOIN.

6.4.4 A Operação UNIÃO EXTERNA

A operação **UNIÃO EXTERNA** (OUTER UNION) foi desenvolvida tomando-se a união de tuplas de duas relações, se as relações *não forem união compatíveis*. Essa operação tomará a UNIÃO de tuplas em duas relações $R(X, Y)$ e $S(X, Z)$, que são **parcialmente compatíveis**, significando que apenas alguns dos seus atributos, digamos X, são de união compatível. Os atributos que são de união compatível são representados apenas uma vez no resultado, e aqueles atributos que não são de união compatível, advindos de qualquer uma das relações, também serão mantidos na relação resultado $T(X, Y, Z)$.

Duas tuplas, t_1 em R e t_2 em S, são ditas casadas se $t_1[X] = t_2[X]$, e considera-se que representam a mesma instância de entidade ou relacionamento. Elas serão combinadas (unidas) em uma tupla única T. As tuplas em qualquer uma das relações que não têm tuplas casadas na outra relação serão preenchidas com valores *null*. Por exemplo, uma UNIÃO EXTERNA pode ser aplicada às duas relações cujos esquemas são ALUNO (Nome, SSN, Departamento, Orientador) e INSTRUTOR (Nome, SSN, Departamento, Grau). As tuplas das duas relações serão casadas quando tiverem a mesma combinação de valores de atributos compartilhados — Nome, SSN, Departamento. A relação resultado, ALUNO_OU_INSTRUTOR, terá os seguintes atributos:

ALUNO_OU_INSTRUTOR (Nome, SSN, Departamento, Orientador, Grau)

Todas as tuplas de ambas as relações serão incluídas no resultado, mas as tuplas com a mesma combinação (Nome, SSN, Departamento) aparecerão apenas uma vez no resultado. As tuplas que surgirem apenas em ALUNO terão um *null* para o atributo Grau, enquanto as tuplas que aparecerem apenas em INSTRUTOR terão um *null* para o atributo Orientador. Uma tupla que existir em ambas as relações, como um aluno que for também um instrutor, terá valores para todos os seus atributos.[10]

Observe que a mesma pessoa pode, ainda, aparecer duas vezes no resultado. Por exemplo, poderíamos ter um aluno, graduado no departamento de Matemática, que é um instrutor no departamento de Ciência da Computação. Embora as duas tuplas representando essa pessoa em ALUNO e INSTRUTOR tenham os mesmos valores (Nome, SSN), elas não concordarão quanto ao valor do Departamento e, assim, não serão casadas. Isso porque Departamento tem dois significados separados em ALUNO (o departamento em que a pessoa estuda) e INSTRUTOR (o departamento em que a pessoa está empregada como um instrutor). Se quiséssemos unir as pessoas com base apenas na mesma combinação (Nome, SSN), deveríamos rebatizar o atributo Departamento em cada tabela, para mostrar que eles têm significados diferentes, e não indicá-los como parte dos atributos de união compatível.

Outra capacidade que existe na maioria das linguagens comerciais (mas não na álgebra relacional básica) é a especificação de operações nos valores, depois que eles foram extraídos do banco de dados. Por exemplo, operações aritméticas, como +, – e *, podem ser aplicadas a valores numéricos que aparecem no resultado de uma consulta.

6.5 Exemplos de Consultas (Queries) na Álgebra Relacional

Daremos, agora, exemplos adicionais para ilustrar o uso das operações de álgebra relacional. Todos os exemplos se referem ao banco de dados da Figura 5.6. Em geral, a mesma consulta pode existir de várias maneiras, usando-se as várias operações. Expressaremos cada consulta de uma maneira e deixaremos que o leitor sugira as formulações equivalentes.

---

10 Observe que a UNIÃO EXTERNA é equivalente a uma JUNÇÃO EXTERNA TOTAL, se os atributos de junção forem *todos* os atributos comuns às duas relações.

CONSULTA 1

Recupere o nome e endereço de todos os empregados que trabalham para o departamento de 'Pesquisa'.

$$\text{DEPT\_PESQUISA} \leftarrow \sigma_{\text{DNOME = 'PESQUISA'}}(\text{DEPARTAMENTO})$$
$$\text{EMPS\_PESQUISA} \leftarrow (\text{DEPT\_PESQUISA} \bowtie \text{DNUMERO=DNOEMPREGADO})$$
$$\text{RESULTADO} \leftarrow \pi_{\text{PNOME, UNOME, ENDERECO}}(\text{PESQUISA\_EMPS})$$

Essa consulta poderia ser especificada de outras formas; por exemplo, a ordem das operações JUNÇÃO e SELEÇÃO poderia ser ao contrário, ou a JUNÇÃO poderia ser substituída por uma JUNÇÃO NATURAL, depois de rebatizar (*rename*) um dos atributos de junção.

CONSULTA 2

Para todo projeto localizado em '*Stafford*', liste o número do projeto, o número do departamento de controle e o último nome, endereço e data de nascimento do gerente do departamento.

$$\text{STAFFORD\_PROJS} \leftarrow \sigma_{\text{PLOCALIZACAO='STAFFORD'}}(\text{PROJETO})$$
$$\text{CONTR\_DEPT} \leftarrow (\text{STAFFORD\_PROJS} \bowtie_{\text{DNUM=DNUMERO}} \text{DEPARTAMENTO})$$
$$\text{PROJ\_DEPT\_GER} \leftarrow (\text{CONTR\_DEPT} \bowtie_{\text{GERSSN=SSN}} \text{EMPREGADO})$$
$$\text{RESULTADO} \leftarrow \pi_{\text{PNUMERO, DNUM, UNOME, ENDERECO, DATANASC}}(\text{PROJ\_DEPT\_MGR})$$

CONSULTA 3

Encontre os nomes dos empregados que trabalham em *todos* os projetos controlados pelo departamento número 5.

$$\text{DEPT5\_PROJS}(\text{PNO}) \leftarrow \pi_{\text{PNUMERO}}(\sigma_{\text{DNUM=5}}(\text{PROJETO}))$$
$$\text{EMP\_PROJ}(\text{SSN, PNO}) \leftarrow \pi_{\text{ESSN, PNO}}(\text{TRABALHA\_EM})$$
$$\text{RESULTADO\_EMP\_SSNS} \leftarrow \text{EMP\_PROJ} \div \text{DEPT5\_PROJS}$$
$$\text{RESULTADO} \leftarrow \pi_{\text{UNOME, PNOME}}(\text{RESULTADO\_EMP\_SSNS} * \text{EMPREGADO})$$

CONSULTA 4

Faça uma lista dos números dos projetos que envolvam um empregado cujo último nome seja 'Smith', mesmo que esse trabalhador seja o gerente do departamento que controla o projeto.

$$\text{SMITHS}(\text{ESSN}) \leftarrow \pi_{\text{SNN}}(\sigma_{\text{UNOME='SMITH'}}(\text{EMPREGADO}))$$
$$\text{PROJ\_EMPREGADO\_SMITH} \leftarrow \pi_{\text{PNO}}(\text{TRABALHA\_EM} * \text{SMITHS})$$
$$\text{GERS} \leftarrow \pi_{\text{UNOME, DNUMERO}}(\text{EMPREGADO} \bowtie_{\text{SSN=GERSSN}} \text{DEPARTAMENTO})$$
$$\text{DEPTS\_GERENCIADO\_SMITH}(\text{DNUM}) \leftarrow \pi_{\text{DNUMERO}}(\sigma_{\text{UNOME='SMITH'}}(\text{GERS}))$$
$$\text{PROJS\_GER\_SMITH}(\text{PNO}) \leftarrow \pi_{\text{NUMERO}}(\text{DEPTS\_GERENCIADO\_SMITH} * \text{PROJETO})$$
$$\text{RESULTADO} \leftarrow (\text{PROJ\_EMPREGADO\_SMITH} \cup \text{DEPTS\_GERENCIADO\_SMITH})$$

CONSULTA 5

Liste os nomes de todos os empregados com dois ou mais dependentes.

Em termos exatos, essa consulta não poderá ser feita na *álgebra relacional básica (original)*. Temos de usar a operação FUNÇÃO AGREGADA com a função agregada CONTAR. Vamos supor que os dependentes do *mesmo* empregado tenham valores para NOME_DEPENDENTE *distintos*.

$$T1(\text{SSN, NUM\_DE\_DEPTS}) \leftarrow \text{ESSN}\ \Im\ \text{CONTAR}_{\text{NOME\_DEPENDENTE}}(\text{DEPENDENTE})$$
$$T2 \leftarrow \sigma_{\text{NUM\_DE\_DEPTS} \geq 2}(T1)$$
$$\text{RESULTADO} \leftarrow \pi_{\text{UNOME, PNOME}}(T2 * \text{EMPREGADO})$$

CONSULTA 6

Recupere os nomes de empregados que não tenham dependentes.

Este é um exemplo do tipo de consulta que usa a operação SUBTRAÇÃO (MINUS — DIFERENÇA DE CONJUNTOS).

TODOS_EMPS ← π_{SSN} (EMPREGADO)

EMPS_COM_DEPS(SSN) ← π_{ESSN} (DEPENDENTE)

EMPS_SEM_DEPS ← (TODOS_EMPS – EMPS_COM_DEPS)

RESULTADO ← $\pi_{UNOME, PNOME}$ (EMPS_COM_DEPS * EMPREGADO)

CONSULTA 7

Liste os nomes dos gerentes que tenham, pelo menos, um dependente.

GERS(SSN) ← π_{GERSSN} (DEPARTAMENTO)

EMPS_COM_DEPS(SSN) ← π_{ESSN} (DEPENDENTE)

GERS_SEM_DEPS ← (GERS ∩ EMPS_COM_DEPS)

RESULTADO ← $\pi_{UNOME, PNOME}$ (GERS_COM_DEPS * EMPREGADO)

Conforme mencionamos anteriormente, a mesma consulta pode, em geral, ser especificada de muitas maneiras diferentes. Por exemplo, as operações podem, freqüentemente, ser aplicadas em várias ordens. Além disso, algumas operações podem ser usadas para substituir outras; por exemplo, a operação INTERSEÇÃO, na Consulta 7, pode ser substituída por uma JUNÇÃO NATURAL. Como exercício, tente fazer cada uma das consultas dos exemplos anteriores utilizando as operações diferentes.[11] No Capítulo 8 e nas seções 6.6 e 6.7, mostraremos como essas consultas são escritas em outras linguagens relacionais.

6.6 O Cálculo Relacional de Tupla

Nesta e na próxima seção, introduziremos outra linguagem formal de consulta para o modelo relacional, chamada **cálculo relacional**. No cálculo relacional, escrevemos uma expressão **declarativa** para expressar um requisito de recuperação, portanto, não será feita nenhuma descrição de como uma consulta se desenvolve. Uma expressão de cálculo especifica *o que* será recuperado, em vez de *como* recuperá-lo. Desse modo, o cálculo relacional é considerado uma linguagem **não procedural**. Difere da álgebra relacional, em que precisamos escrever uma *seqüência de operações* para especificar um requisito de recuperação, assim ela pode ser considerada um caminho **procedural** para determinar uma consulta. É possível aninhar as operações de álgebra para formar uma expressão única, entretanto, a ordem determinada entre as operações sempre é explicitamente especificada na expressão de álgebra relacional. Essa ordem também influencia a estratégia para a evolução da consulta. Uma expressão de cálculo pode ser escrita de diferentes maneiras, mas a forma em que ela é escrita não corresponde a como ela será desenvolvida.

Tem sido demonstrado que qualquer recuperação que puder ser especificada na álgebra relacional básica também poderá ser especificada no cálculo relacional e vice-versa; em outras palavras, o **poder expressivo** das duas linguagens é *idêntico*. Isso leva à definição do conceito de uma linguagem relacionalmente completa. Uma linguagem relacional de consulta L é considerada **relacionalmente completa** se pudermos expressar em L qualquer consulta que possa ser expressa em cálculo relacional. A 'completeza' relacional tem se tornado uma base comparativa importante para o poder de expressividade de linguagens de consulta de alto nível. Entretanto, como dissemos na Seção 6.4, certas consultas requisitadas freqüentemente em aplicações de banco de dados não podem ser expressas na álgebra ou cálculo relacional básico. Em sua maioria, as linguagens de consulta relacional são relacionalmente completas, mas têm *maior poder expressivo* que a álgebra relacional ou o cálculo relacional, por causa das operações adicionais, como as funções agregadas, agrupamentos e ordenações.

Nesta e na próxima seção, todos os nossos exemplos novamente se referem ao banco de dados mostrado nas figuras 5.6 e 5.7. Usaremos as mesmas consultas que foram utilizadas na Seção 6.5. As seções 6.6.5 e 6.6.6 discutem o tratamento de quantificadores universais e podem ser omitidas por alunos interessados em uma introdução geral ao cálculo de tupla.

11 Quando as consultas são otimizadas (Capítulo 15), o sistema escolherá uma seqüência particular de operações que correspondam a uma estratégia de execução eficiente.

6.6.1 Variáveis de Tuplas e Relações-Limite

O cálculo relacional de tupla está baseado na especificação de um número de **variáveis de tupla**. Cada variável de tupla geralmente *abrange* uma particular relação do banco de dados, significando que a variável pode tomar, como seu valor, qualquer tupla individual daquela relação. Uma simples consulta de cálculo de tupla relacional é da forma

$\{t \mid \text{COND}(t)\}$

em que t é uma variável de tupla e COND(t), uma expressão condicional envolvendo t. O resultado dessa consulta é o conjunto de todas as tuplas t que satisfizerem a COND(t). Por exemplo, para encontrar todos os empregados cujo salário está acima de 50 mil dólares, podemos escrever a seguinte expressão de cálculo de tupla:

$\{t \mid \text{EMPREGADO}(t) \textbf{ e } t.\text{SALARIO} > 50000\}$

A condição EMPREGADO(t) especifica que a **relação-limite** da variável de tupla t é o EMPREGADO. Cada tupla EMPREGADO t que satisfizer a condição t.SALARIO > 50000 será recuperada. Observe que t.SALARIO faz referência ao atributo SALARIO da variável de tupla t; essa notação compõe os nomes dos atributos com os nomes das relações ou seus apelidos em SQL, como veremos no Capítulo 8. Na notação do Capítulo 5, t.SALARIO é o mesmo que escrever t[SALARIO].

A consulta anterior recupera todos os valores de atributo para cada tupla t de EMPREGADO selecionada. Para recuperar apenas *alguns* dos atributos — digamos, os primeiros e os últimos nomes —, escrevemos

$\{t.\text{PNOME}, t.\text{UNOME} \mid \text{EMPREGADO}(t) \textbf{ AND } t.\text{SALARIO} > 50000\}$

Informalmente, precisamos especificar a seguinte informação em uma expressão de cálculo de tupla:

- Para cada variável de tupla t, a **relação-limite** R de t. Esse valor é especificado por uma condição da forma $R(t)$.
- Uma condição para selecionar as combinações particulares de tuplas. As variáveis de tupla abrangem suas respectivas relações-limite, a condição é avaliada para toda combinação possível de tuplas de modo a identificar as **combinações selecionadas** para aquelas cujas condição for avaliada como VERDADEIRA.
- Um conjunto de atributos para ser recuperado, os **atributos requisitados**. Os valores desses atributos são recuperados para cada combinação de tuplas selecionada.

Antes de discutirmos a sintaxe formal de cálculo relacional de tupla, considere outra consulta.

CONSULTA 0

Recupere a data de nascimento e o endereço do empregado (ou empregados) cujo nome seja 'John B. Smith'.

Q0: $\{t.\text{DATANASC}, t.\text{ENDERECO} \mid \text{EMPREGADO}(t) \textbf{ AND } t.\text{PNOME}=\text{'John'} \textbf{ AND } t.\text{MINIT}=\text{'B'} \textbf{ AND } t.\text{UNOME}=\text{'Smith'}\}$

No cálculo relacional de tuplas, especificamos primeiro os atributos requisitados t.DATANASC e t.ENDERECO para cada tupla t selecionada. Depois, estabelecemos a condição para selecionar uma tupla após a barra (|) — a saber, seja t uma tupla da relação EMPREGADO cujos valores dos atributos PNOME, MINICIO e UNOME são 'John', 'B' e 'Smith', respectivamente.

6.6.2 Expressões e Fórmulas em Cálculo Relacional de Tupla

Uma **expressão** geral de cálculo relacional de tupla é da forma

$$\{t_1.A_j, t_2.A_k, \ldots, t_n.A_m \mid \text{COND}(t_1, t_2, \ldots, t_n, t_{n+1}, t_{n+2}, \ldots, t_{n+m})\}$$

em que $t_1, t_2, \ldots, t_n, t_{n+1}, \ldots, t_{n+m}$ são variáveis de tuplas, cada A_i é um atributo da relação à qual t_i está limitado e *COND* refere-se a uma **condição** ou **fórmula**[12] do cálculo relacional de tupla. Uma fórmula é feita com os **átomos** de cálculo de predicado, que podem ser um dos seguintes:

1. Um átomo da forma $R(t_i)$, em que R é um nome de relação e t_i uma variável de tupla. Esse átomo identifica os limites da variável de tupla t_i como a relação cujo nome seja R.
2. Um átomo da forma $t_i.A$ **op** $t_j.B$, em que **op** é um dos operadores de comparação no conjunto $\{=, <, \leq, >, \geq, \neq\}$, t_i e t_j são variáveis de tuplas, A é um atributo da relação na qual t_i está limitado, e B é um atributo da relação na qual t_j está limitada.

12 Também chamada **fórmula bem definida (*well-formed formula*)** ou ***wff***, na lógica matemática.

3. Um átomo da forma $t_i.A$ **op** c ou c **op** $t_j.B$, em que **op** é um dos operadores de comparação no conjunto {=, <, ≤, <, ≥, ≠}; t_i e t_j são variáveis de tupla; A corresponde a um atributo da relação na qual t_i está limitado; B refere-se a um atributo da relação na qual t_j está limitada; e c, a um valor constante.

Cada um dos átomos anteriores evoluem para VERDADEIRO ou FALSO para uma combinação específica de tuplas; este é chamado **valor verdade** de um átomo. Em geral, uma variável de tupla t abrange todas as possíveis tuplas 'no universo'. Para os átomos da forma $R(t)$, se t for designado para uma tupla que é um *membro da relação R especificada*, o átomo é VERDADEIRO; caso contrário, ele será FALSO. Nos átomos de tipos 2 e 3, se as variáveis de tuplas forem designadas para as tuplas de forma que os valores dos atributos especificados nas tuplas satisfaçam a condição, então o átomo será VERDADEIRO.

Uma **fórmula** (condição) é feita de um ou mais átomos conectados pelos operadores lógicos **AND (E)**, **OR(OU)** e **NOT (NÃO)**, e é definida recursivamente como segue:

1. Todo átomo é uma fórmula.
2. Se F_1 e F_2 são fórmulas, então assim são (F_1 **AND** F_2), (F_1 **OR** F_2), **NOT**(F_1) e **NOT**(F_2). Os valores verdade dessas fórmulas são derivados de suas fórmulas componentes F_1 e F_2, como segue:
   a. (F_1 **AND** F_2) será VERDADEIRO se ambos, F_1 e F_2, forem VERDADEIROS; caso contrário, será FALSO.
   b. (F_1 **OR** F_2) será FALSO se ambos, F_1 e F_2, forem FALSOS; caso contrário, será VERDADEIRO.
   c. **NOT**(F_1) será VERDADEIRO se F_1 for FALSO; será FALSO se F_1 for VERDADEIRO.
   d. **NOT**(F_2) será VERDADEIRO se F_2 for FALSO; será FALSO se F_2 for VERDADEIRO.

6.6.3 Os Quantificadores Universais e Existenciais

Além disso, dois símbolos especiais, chamados **quantificadores**, podem aparecer nas fórmulas; eles são o **quantificador universal** (∀) e o **quantificador existencial** (∃). Os valores verdade para as fórmulas com quantificadores são descritos nas regras 3 e 4 a seguir; embora primeiro precisemos definir os conceitos de variáveis de tupla livre e vinculada em uma fórmula. Informalmente, uma variável de tupla t será vinculada se ela for quantificada, significando que aparece em uma cláusula (∃ t) ou (∀t); caso contrário, ela será livre. Formalmente, definiremos uma variável de tupla em uma fórmula como **livre** ou **vinculada** de acordo com as seguintes regras:

- Uma ocorrência de uma variável de tupla em uma fórmula F que *é um átomo* é livre em F.
- Uma ocorrência de uma variável de tupla t é livre ou vinculada em uma fórmula feita de conectivos lógicos — (F_1 **AND** F_2), (F_1 **OR** F_2), **NOT**(F_1) e **NOT**(F_2) —, dependendo se ela for livre ou vinculada em F_1 ou F_2 (se ocorrer em uma das duas). Observe que em uma fórmula na forma F = (F_1 **AND** F_2) ou F = (F_1 **OR** F_2), uma variável de tupla pode ser livre em F_1 e vinculada em F_2 ou vice-versa; nesse caso, uma ocorrência da variável de tupla será vinculada e a outra, livre em F.
- Todas as ocorrências *livres* de uma variável de tupla t em F serão **vinculadas** em uma fórmula F' da forma F' = (∃ t)(F) ou F' = (∀t)(F). A variável de tupla é vinculada para o quantificador especificado em F'. Por exemplo, considere as seguintes fórmulas:

  F_1 : D.DNOME='PESQUISA'
  F_2 : (∃T)(D.DNUMERO=T.DNO)
  F_3 : (∀D)(D.GERSSN='333445555')

A variável de tupla d é livre em ambas, F_1 e F_2, enquanto é vinculada para o quantificador (∀) em F_3. A variável t é vinculada para o quantificador (∃) em F_2.

Daremos, agora, as regras 3 e 4 para a definição de uma fórmula que iniciamos anteriormente:

3. Se F é uma fórmula, então também o será (∃ t)(F), em que t é uma variável de tupla. A fórmula (∃ t)(F) será VERDADEIRA se a fórmula F evoluir para VERDADEIRO em *algumas* (pelo menos uma) tuplas designadas como ocorrências livres de t em F; caso contrário, (∃ t)(F) será FALSA.
4. Se F é uma fórmula, então também o será (∀ t)(F), em que t é uma variável de tupla. A fórmula (∀ t)(F) será VERDADEIRA se a fórmula F evoluir para VERDADEIRO em *todas as tuplas* (no universo) designadas como ocorrências livres de t em F; caso contrário, (∀t)(F) será FALSA.

O quantificador (∃) é conhecido como um quantificador existencial porque uma fórmula (∃ t)(*F*) será VERDADEIRA se 'existir' alguma tupla que faça *F* VERDADEIRA. Para o quantificador universal, (∀*t*)(*F*) será VERDADEIRA se toda tupla que puder ser designada para as ocorrências livres de *t* em *F* for substituída por *t*, e *F* for VERDADEIRA para *cada uma dessas substituições*. É chamado quantificador universal ou 'para todos' porque toda tupla no 'universo de' tuplas deve fazer *F* VERDADEIRA para tornar a fórmula quantificada VERDADEIRA.

6.6.4 Consultas de Exemplo Usando o Quantificador Existencial

Usaremos algumas das mesmas consultas da Seção 6.5 para dar uma idéia de como as mesmas consultas são especificadas na álgebra relacional e no cálculo relacional. Observe que algumas consultas são especificadas mais facilmente na álgebra relacional que no cálculo relacional e vice-versa.

CONSULTA 1

Recupere o nome e o endereço de todos os empregados que trabalham para o departamento de 'Pesquisa'.

Q1: {*t*.PNOME, *t*.UNOME, *t*.ENDERECO | EMPREGADO(*t*) **AND** ∃(*d*) (DEPARTAMENTO(*d*) **AND** *d*.DNOME='Pesquisa' **AND** *d*.DNUMERO=*t*.DNO) }

As *únicas variáveis de tupla livres* em uma expressão de cálculo relacional deveriam ser aquelas que aparecem do lado esquerdo da barra (|). Em Q1, *t* é a única variável livre; depois ela será *sucessivamente vinculada* a cada tupla. Se uma tupla *satisfizer as condições* especificadas em Q1, os atributos PNOME, UNOME e ENDERECO serão recuperados para cada uma das tuplas. As condições EMPREGADO(*t*) e DEPARTAMENTO(*d*) especificam as relações-limite para *t* e *d*. A condição *d*.DNOME = 'Pesquisa' é uma **condição de seleção** e corresponde a uma operação SELEÇÃO na álgebra relacional, enquanto a condição *d*.DNUMERO = *t*.DNO é uma **condição de junção** e serve a uma proposta similar à da operação JUNÇÃO (Seção 6.3).

CONSULTA 2

Para cada projeto localizado em '*Stafford*', liste o número do projeto, o número do departamento de controle e o último nome, data de nascimento e endereço do gerente de departamento.

Q2: {*p*.PNUMERO, *p*.DNUM, *m*.UNOME, *m*.DATANASC, *m*.ENDERECO | PROJETO(*p*) **AND** EMPREGADO(*m*) **AND** *p*.PLOCALIZACAO='Stafford' **AND** ((∃*d*)(DEPARTAMENTO(*d*) **AND** p.DNUM=*d*.DNUMERO **AND** *d*.GERSSN=*m*.SSN)) }

Em Q2 há duas variáveis de tupla livres, *p* e *m*. A variável de tupla *d* é vinculada ao quantificador existencial. A condição de consulta é avaliada para toda combinação de tuplas designadas para *p* e *m*; e tirando todas as possíveis combinações de tuplas cujos *p* e *m* forem vinculadas, apenas as combinações que satisfizerem a condição são selecionadas.

Diversas variáveis de tupla em uma consulta podem abranger a mesma relação. Por exemplo, para especificar a consulta Q8 — para cada empregado, recupere o primeiro e o último nome do empregado, e o último nome do seu supervisor imediato —, especificamos duas variáveis de tupla *e* e *s*, em que ambas abrangem a relação EMPREGADO:

Q8: {*e*.PNOME, *e*.UNOME, *s*.PNOME, *s*.UNOME | EMPREGADO(*e*) **AND** EMPREGADO(*s*) **AND** *e*.SUPERSSN=*s*.SSN}

CONSULTA 3

Encontre o nome de cada empregado que trabalhe em algum projeto controlado pelo departamento número 5. Essa é uma variação da consulta 3, na qual 'todo' é trocado por 'algum'. Neste caso, precisaremos de duas condições de junção e de dois quantificadores existenciais.

Q3': {*e*.UNOME, *e*.PNOME | EMPREGADO(*e*) **AND** ((∃ *x*) (∃ *w*) (PROJETO(*x*) **AND** TRABALHA_EM(*w*) **AND** *x*.DNUM=5 **AND** *w*.ESSN=*e*.SSN **AND** *x*.PNUMERO=*w*.PNO)) }

CONSULTA 4

Faça uma lista dos números dos projetos que envolvam um empregado cujo último nome seja 'Smith', como empregado ou gerente do departamento que controle o projeto.

Q4: {*p*.PNUMERO | PROJETO(*p*) **AND** (((∃ *e*) (∃ *w*)(EMPREGADO(*e*) **AND** TRABALHA_EM(*w*) **AND** *w*.PNO=*p*.PNUMERO **AND** *e*.UNOME='Smith' **AND** *e*.SSN= *w*.ESSN))

ou

(($\exists$ m)($\exists$ d)(EMPREGADO(m) AND DEPARTAMENTO(d) AND p.DNUM=d.DNUMERO AND d.GERSSN=m.SSN AND m.UNOME='Smith'))) }

Compare essa com a versão em álgebra relacional dessa consulta, na Seção 6.5. A operação UNIÃO na álgebra relacional pode, geralmente, ser substituída por um conectivo OR (OU) no cálculo relacional. Na próxima seção discutiremos o relacionamento entre os quantificadores universal e existencial, e mostraremos como um pode ser transformado no outro.

6.6.5 Transformando os Quantificadores Universal e Existencial

Introduziremos, agora, algumas transformações bem estabelecidas na lógica matemática que relacionam os quantificadores universal e existencial. É possível transformar um quantificador universal em um quantificador existencial e vice-versa, para conseguir uma expressão equivalente. Uma transformação geral pode ser descrita informalmente como segue: transformar um tipo de quantificador em outro com negativa (precedida por NOT – NÃO); AND (E) e OR (OU) substituem um ao outro; uma fórmula de negação torna-se não-negação; e uma fórmula não-negação torna-se de negação. Alguns casos especiais dessa transformação podem ser iniciados como segue, em que o símbolo ≡ significa **equivalente a**:

($\forall$ x) ($P(x)$) ≡ NOT ($\exists$ x) (NOT (P(x)))
($\exists$ x) ($P(x)$) ≡ NOT ($\forall$ x) (NOT (P(x)))
($\forall$ x) ($P(x)$ AND Q(x)) ≡ NOT ($\exists$ x) (NOT (P(x)) OR NOT (Q(x)))
($\forall$ x) ($P(x)$ OR Q(x)) ≡ NOT ($\exists$ x) (NOT (P(x)) AND NOT (Q(x)))
($\exists$ x) ($P(x)$) OR Q(x)) ≡ NOT ($\forall$ x) (NOT (P(x)) AND NOT (Q(x)))
($\exists$ x) ($P(x)$) AND Q(x)) ≡ NOT ($\forall$ x) (NOT (P(x)) OR NOT (Q(x)))

Observe, também, que o seguinte é VERDADEIRO, em que o símbolo ⇒ significa **implica**:

($\forall$ x) ($P(x)$) ⇒ ($\exists$ x) (P(x))
NOT ($\exists$ x) ($P(x)$) ⇒ NOT ($\forall$ x) (P(x))

6.6.6 Usando o Quantificador Universal

Se usarmos um quantificador universal, é inteiramente judicioso seguir umas poucas regras para garantir que nossa expressão tenha sentido. Discutiremos essas regras com respeito à Consulta 3.

CONSULTA 3

Encontre os nomes dos empregados que trabalhem em *todos* os projetos controlados pelo departamento número 5. Um meio para especificar essa consulta é usar o quantificador universal, como mostrado.

Q3: {e.UNOME, e.PNOME | EMPREGADO(e) AND (($\forall$ x) (NOT(PROJETO(x) OR NOT (x.DNUM=5)
OU (($\exists w$) (TRABALHA_EM(w) AND w.ESSN=e.SSN AND x.PNUMERO=w.PNO)))) }

Podemos quebrar Q3 em seus componentes básicos, como segue:

Q3: {e.UNOME, e.PNOME | EMPREGADO(e) AND F' }
F' = (($\forall$ x) (NOT(PROJETO(x) OR F_1))
F_1 = NOT (x.DNUM=5) OR F_2
F_2 = (($\exists w$) (TRABALHA_EM(w) AND w.ESSN=e.SSN AND x.PNUMERO=w.PNO))

Queremos ter a certeza de que um empregado selecionado e trabalhe em *todos os projetos* controlados pelo departamento 5, mas a definição de quantificador universal diz que, para tornar a fórmula quantificada VERDADEIRA, a fórmula interna deverá ser VERDADEIRA *para todas as tuplas do universo*. O truque é excluir da quantificação universal todas as tuplas que não nos interessarem, fazendo com que a condição torne-se VERDADEIRA *para todas essas tuplas*. Isso é necessário porque uma variável de tupla quantificada universalmente, como é x em Q3, precisa evoluir para VERDADEIRO *para toda possível tupla* designada a ela que torne a fórmula quantificada VERDADEIRA. As primeiras tuplas excluídas (fazendo com que evoluam automaticamente para VERDADEIRO) são aquelas que não estão na relação R de interesse. Em Q3, usando a expressão NOT(PROJETO(x)) dentro da fórmula quantificada universalmente, evoluirão para VERDADEIRO todas as tuplas x que não

estiverem na relação PROJETO. Assim, excluiremos as tuplas de R que não nos interessam. Em Q3, usando a expressão **NOT**(x.DNUM=5), evoluirão para VERDADEIRO todas as tuplas x que estejam na relação PROJETO, mas que não sejam controladas pelo departamento 5. Finalmente, especificamos uma condição F_2 que precisa valer para todas as tuplas que permanecerem em R. Portanto, podemos explicar Q3 como segue:

1. Para a fórmula F' = (**∀**x) (F) ser VERDADEIRA, precisamos que a fórmula F seja VERDADEIRA *para todas as tuplas no universo que possam ser designadas para x*. Entretanto, em Q3 estamos interessados apenas em F sendo VERDADEIRA para todas as tuplas da relação PROJETO que sejam controladas pelo departamento 5. Portanto, a fórmula F é da forma (**NOT**(PROJETO(x)) **OR** F_1). A condição '**NOT**(PROJETO(x)) **OR** ...' será VERDADEIRA para todas as tuplas *que não estiverem na relação* PROJETO, e tem o efeito de eliminar aquelas tuplas da avaliação do valor verdade de F_1. Para toda tupla na relação PROJETO, F_1 deverá ser VERDADEIRA se F' for VERDADEIRA.
2. Usando a mesma linha de raciocínio, não queremos considerar tuplas na relação PROJETO que não sejam controladas pelo departamento número 5, uma vez que estamos interessados apenas nas tuplas PROJETO cujo DNUM = 5. Portanto, podemos escrever:

   SE (x.DNUM=5) **ENTÃO** F_2

   o que é equivalente a

   (**NOT** (x.DNUM=5) **OR** F_2)

3. A fórmula F_1, portanto, é da forma **NOT**(x.DNUM=5) **OR** F_2. No contexto de Q3, isso significa que, para uma tupla x na relação PROJETO, ou seu DNUM≠5 ou deverá satisfazer F_2.
4. Finalmente, F_2 estabelece a condição para controlar uma tupla EMPREGADO selecionada que queremos: que o empregado trabalhe no PROJETO *de toda tupla que ainda não tiver sido excluída*. Essas tuplas empregado serão selecionadas pela consulta.

Em português, Q3 dá a seguinte condição para selecionar uma tupla EMPREGADO e: para toda tupla x na relação PROJETO, com x.DNUM=5, deve existir uma tupla w em TRABALHA_EM tal que w.ESSN = e.SSN e w.PNO = x.PNUMERO. Isso equivale a dizer que EMPREGADO e trabalha em todo PROJETO x no DEPARTAMENTO número 5 (Ufa!).

Usando a transformação geral dos quantificadores universal para existencial, dada na Seção 6.6.5, podemos refrasear a consulta em Q3 como mostrado em Q3A:

Q3A: {e.UNOME, e.PNOME | EMPREGADO(e) **AND** (**NOT** (**∃**x) (PROJETO(x) **AND** (x.DNUM=5) **AND** (**NOT** (**∃** w) (TRABALHA_EM(w) **AND** w.ESSN=e.SSN **AND** x.PNUMERO=w.PNO)))) }

Agora, damos alguns exemplos adicionais de consultas que usam os quantificadores.

CONSULTA 6

Encontre os nomes dos empregados que não tenham dependentes.

Q6: {e.PNOME, e.UNOME | EMPREGADO(e) **AND** (**NOT** (**∃** d) (DEPENDENTE(d) **AND** e.SSN=d.ESSN)) }

Usando a regra de transformação geral, podemos refrasear Q6 como segue:

Q6A: {e.PNOME, e.UNOME | EMPREGADO(e) **AND** ((**∀** d) (**NOT**(DEPENDENTE(d)) **OR NOT** (e.SSN=d.ESSN))) }

CONSULTA 7

Liste os nomes dos gerentes que tenham, pelo menos, um dependente.

Q7: {e.PNOME, e.UNOME | EMPREGADO(e) **AND** ((**∃** d) (**∃** p)
(DEPARTAMENTO(d) **AND** DEPENDENTE(p) **AND** e.SSN=d.GERSSN
AND p.ESSN=e.SSN)) }

Essa consulta, interpretada como 'gerentes que tenham, pelo menos, um dependente' passa para 'gerentes para quais exista algum dependente'.

6.6.7 Expressões Seguras

Quando usamos os quantificadores universais, os quantificadores existenciais ou negação de predicados em uma expressão de cálculo, devemos ter certeza de que a expressão resultante fará sentido. Uma **expressão segura** em cálculo relacional é aquela que garante que seja produzido um *número finito de tuplas* no resultado; caso contrário, a expressão é **arriscada**, como é conhecida. Por exemplo, a expressão

$$\{t \mid \textbf{NOT}\ (\text{EMPREGADO}(t))\}$$

é arriscada porque produz todas as tuplas no universo que *não* sejam tuplas EMPREGADO, que é infinitamente numeroso. Se seguirmos as regras anteriormente discutidas para Q3, obteremos uma expressão segura quando usarmos os quantificadores universais. Podemos definir as expressões seguras, mais precisamente, introduzindo o conceito de *expressão de cálculo relacional de domínio de uma tupla*: que é o conjunto de todos os valores que aparecem como valores constantes na expressão ou que existam em alguma tupla nas relações referidas pela expressão. O domínio de $\{t \mid \textbf{NOT}(\text{EMPREGADO}(t))\}$ é o conjunto de todos os valores de atributos que apareçam em alguma tupla da relação EMPREGADO (para qualquer atributo). O domínio da expressão Q3A deveria incluir todos os valores que apareçam em EMPREGADO, PROJETO e TRABALHA_EM (unidos com o valor 5 aparecendo ele mesmo na consulta).

Uma expressão é dita **segura** se todos os valores em seu resultado são do domínio da expressão. Observe que o resultado de $\{t \mid \textbf{NOT}(\text{EMPREGADO}(t))\}$ é arriscado, uma vez que, em geral, ele incluirá tuplas (portanto, os valores) de fora da relação EMPREGADO; esses valores não estão no domínio da expressão. Todos os nossos outros exemplos são considerados expressões seguras.

6.7 O Cálculo Relacional de Domínio

Há outro tipo de cálculo relacional chamado cálculo relacional de domínio ou, simplesmente, **cálculo de domínio**. Enquanto a SQL (Capítulo 8), uma linguagem baseada no cálculo relacional de tupla, estava sendo desenvolvida pela IBM Research em San Jose, Califórnia, outra linguagem, chamada QBE (*Query-By-Example* — Consulta-Por-Exemplo), que está relacionada ao cálculo de domínio, estava sendo desenvolvida quase simultaneamente pela IBM Research em Yorktown Heights, Nova York. A especificação formal de cálculo de domínio foi proposta depois do desenvolvimento do sistema QBE.

Cálculo de domínio difere do cálculo de tupla pelo *tipo de variáveis* usadas nas fórmulas: em vez de ter variáveis abrangendo as tuplas, as variáveis abrangem os valores únicos dos domínios dos atributos. Para formar uma relação de grau n, o resultado de uma consulta, devemos ter n dessas **variáveis de domínio** — uma para cada atributo. Uma expressão de cálculo de domínio é da forma

$$\{x_1, x_2, \ldots, x_n \mid \text{COND}\ (x_1, x_2, \ldots, x_n, x_{n+1}, x_{n+2}, \ldots, x_{n+m})\}$$

em que $x_1, x_2, \ldots, x_n, x_{n+1}, x_{n+2}, \ldots, x_{n+m}$ são variáveis de domínio que abrangem os domínios (de atributos), e COND é uma **condição** ou **fórmula** do cálculo relacional de domínio.

Uma fórmula é feita de **átomos**. Os átomos de uma fórmula são ligeiramente diferentes daqueles do cálculo de tuplas e podem ser um dos seguintes:

1. Um átomo da forma $R(x_1, x_2, \ldots, x_j)$, no qual R é o nome de uma relação de grau j e cada x_i, $1 \leq i \leq j$, uma variável de domínio. Esse átomo significa que uma lista de valores de $<x_1, x_2, \ldots, x_j>$ deve ser uma tupla na relação cujo nome é R, em que x_i é o valor do i-ésimo valor de atributo da tupla. Para fazer uma expressão de cálculo de domínio mais concisa, podemos *tirar as vírgulas* da lista de variáveis; assim, podemos escrever

   $$\{x_1, x_2, \ldots, x_n \mid R(x_1\ x_2\ x_3)\ \textbf{AND}\ \ldots\}$$

   em vez de

   $$\{x_1, x_2, \ldots, x_n \mid R(x_1, x_2, x_3)\ \textbf{AND}\ \ldots\}$$

2. Um átomo da forma x_i **op** x_j, em que **op** é um dos operadores de comparação do conjunto $\{=, <, \leq, >, \geq, \neq\}$, e x_i e x_j são as variáveis de domínio.
3. Um átomo da forma x_i **op** c ou c **op** x_i, no qual **op** é um dos operadores de comparação do conjunto $\{=, <, \leq, >, \geq, \neq\}$, x_i e x_j são as variáveis de domínio, e c é um valor constante.

Como no cálculo de tupla, os átomos evoluem para VERDADEIRO ou para FALSO em um dado conjunto de valores, chamado **valores verdade** dos átomos. No caso 1, se as variáveis de domínio forem valores designados correspondentes aos da tupla de uma dada relação R, então o átomo será VERDADEIRO. Nos casos 2 e 3, se as variáveis de domínio forem valores designados que satisfaçam a condição, então o átomo é VERDADEIRO.

De forma similar ao cálculo relacional de tupla, as fórmulas são construídas a partir de átomos, variáveis e quantificadores, assim, não repetiremos as especificações para as fórmulas aqui. Seguem alguns exemplos de consultas especificadas em cálculo de domínio. Usaremos as letras minúsculas l, m, n, ..., x, y, z para as variáveis de domínio.

CONSULTA 0

Recupere a data de nascimento e o endereço do empregado cujo nome seja 'John B. Smith'.

Q0: $\{uv \mid (\exists q)(\exists r)(\exists s)(\exists t)(\exists w)(\exists x)(\exists y)(\exists z)$
(EMPREGADO($qrstuvwxyz$) AND q='JOHN' AND r='B' AND s='SMITH')$\}$

Precisamos de dez variáveis para a relação EMPREGADO, uma para abranger cada domínio de atributo, na ordem. Das dez variáveis $q, r, s, \ldots, z$, apenas u e v são livres. Especificaremos, primeiro, *os atributos solicitados*, DATANASC e ENDERECO, pelas variáveis de domínio livres u para DATANASC e v para ENDERECO. Depois, especificaremos a condição para selecionar uma tupla, seguindo a barra (|) — assim, se a seqüência de valores designados às variáveis $qrstuvwxyz$ for uma tupla da relação EMPREGADO, os valores para q (PNOME), r (MINICIAL) e s (UNOME) seriam 'John', 'B' e 'Smith', respectivamente. Por conveniência, quantificaremos apenas aquelas variáveis que *aparecem, de fato, em uma condição* (essas poderiam ser q, r e s em Q0), no restante de nossos exemplos.[13]

Uma notação alternativa taquigráfica, usada em QBE, para escrever essa consulta, seria designar as constantes 'John', 'B' e 'Smith' diretamente como mostrado em Q0A. Aqui, todas as variáveis que não aparecem à esquerda da barra são, implicitamente, quantificadas por existência.[14]

Q0A: $\{uv \mid$ EMPREGADO('John', 'B', 'Smith', $t, u, v, w, x, y, z)\}$

CONSULTA 1

Recupere o nome e o endereço de todos os empregados que trabalhem para o departamento de 'Pesquisa'.

Q1: $\{qsv \mid (\exists z)(\exists l)(\exists m)$ (EMPREGADO($qrstuvwxyz$) AND DEPARTAMENTO($lmno$) AND l='PESQUISA' AND $m=z)\}$

Uma condição relacionando duas variáveis de domínio que abranjam os atributos de duas relações, como $m = z$ em Q1, é uma **condição de junção**; enquanto uma condição que relaciona uma variável de domínio a uma constante, como l = 'Pesquisa', é uma **condição de seleção**.

CONSULTA 2

Para todo o projeto localizado em '*Stafford*', liste o número do projeto, o número do departamento de controle e o último nome, data de nascimento e endereço do gerente de departamento.

Q2: $\{iksuv \mid (\exists j)(\exists m)(\exists n)(\exists t)$ (PROJETO($hijk$) AND EMPREGADO($qrstuvwxyz$) AND DEPARTAMENTO($lmno$) AND $k=m$ AND $n=t$ AND j='STAFFORD')$\}$

CONSULTA 6

Encontre os nomes de empregados que não tenham dependentes.

Q6: $\{qs \mid (\exists t)$ (EMPREGADO($qrstuvwxyz$) AND (NOT($\exists l$) (DEPENDENTE($lmnop$) AND $t=l$)))$\}$

A Consulta 6 pode ser redefinida usando-se os quantificadores universais em vez de quantificadores existenciais, como mostrado em Q6A:

Q6A: $\{qs \mid (\exists t)$ (EMPREGADO($qrstuvwxyz$) AND (($\forall l$) (NOT (DEPENDENTE($lmnop$)) OR NOT ($t=l$))))$\}$

---

13 Observe que a notação que quantifica somente as variáveis de domínio realmente utilizadas nas condições, e mostrar um predicado como EMPREGADO($qrstuvwxyz$) sem separar as variáveis de domínio com vírgulas, é uma notação abreviada usada por conveniência; não é a notação formal correta.

14 Novamente, essa não é uma notação formal exata.

CONSULTA 7

Liste os nomes dos gerentes que tenham, pelo menos, um dependente.

Q7: {*sq* | (*t*) (*j*) (*l*) (EMPREGADO(*qrstuvwxyz*) **AND** DEPARTAMENTO(*hijk*) **AND** DEPENDENTE(*lmnop*) **AND** *t*=*j* **AND** *l*=*t*)}

Conforme mencionamos anteriormente, pode ser mostrado que qualquer consulta, que pode ser expressa na álgebra relacional, também pode ser expressa no domínio ou cálculo relacional de tupla. Também, qualquer *expressão de segurança* no domínio ou cálculo de tupla relacional pode ser expressa na álgebra relacional.

A linguagem *Query-By-Example* (QBE — Consulta-Por-Exemplo) foi baseada no cálculo relacional de domínio; embora este tenha sido compreendido mais tarde, depois o cálculo de domínio foi formalizado. A QBE foi uma das primeiras linguagens gráficas de consulta, com sintaxe mínima desenvolvida para os sistemas de banco de dados. Foi desenvolvida pela IBM Research e está disponível como um produto comercial da empresa, como parte da opção de interface QMF (*Query Management Facility* — Facilidade de Gerenciamento de Consulta) para DB2. Vem sendo imitada por diversos produtos comerciais. Por causa do seu importante emprego no campo das linguagens relacionais, incluímos uma visão de QBE no Apêndice D.

6.8 RESUMO

Neste capítulo apresentamos duas linguagens formais para o modelo de dados relacional. Elas são usadas para manipular as relações e produzir novas relações como respostas para as consultas. Discutimos a álgebra relacional e suas operações, que são empregadas para especificar uma seqüência de operações de uma consulta. Depois, introduzimos dois tipos de cálculo relacional, conhecidos como cálculo de tupla e cálculo de domínio; eles são declarativos à medida que especificam o resultado de uma consulta, sem determinar como produzir o resultado da consulta.

Nas seções 6.1 a 6.3 introduzimos as operações básicas de álgebra relacional e ilustramos os tipos de consultas para cada uma. Os operadores relacionais unários SELEÇÃO e PROJEÇÃO, bem como a operação RENAME, foram discutidos primeiro. Depois, discutimos as operações binárias teóricas de conjunto, que exigem que as relações às quais serão aplicadas sejam de união compatível; estas incluem UNIÃO, INTERSEÇÃO e DIFERENÇA DE CONJUNTO. A operação PRODUTO CARTESIANO é uma operação de conjunto que pode ser usada para combinar as tuplas de duas relações, produzindo todas as suas possíveis combinações. Raramente é usado na prática, entretanto, mostramos como o PRODUTO CARTESIANO, seguido por uma SELEÇÃO, pode ser usado para definir os casamentos de tuplas entre duas relações e levar a uma operação de JUNÇÃO. Diferentes operações de JUNÇÃO, chamadas JUNÇÃO THETA, EQUIJUNÇÃO e JUNÇÃO NATURAL foram introduzidas.

Discutimos alguns tipos importantes de consultas que *não podem* ser declaradas a partir das operações básicas da álgebra relacional, mas que são importantes para as situações práticas. Introduzimos a operação de FUNÇÃO AGREGADA para lidar com os tipos agregados de solicitações. Discutimos as consultas recursivas, para as quais não há suporte direto na álgebra, mas que podem ser abordadas passo a passo, como demonstramos. Depois, apresentamos as operações de JUNÇÃO EXTERNA e UNIÃO EXTERNA, que são extensões de JUNÇÃO e UNIÃO, e que permitem que todas as informações nas relações-fonte sejam preservadas no resultado.

As duas últimas seções descreveram os conceitos básicos sob o cálculo relacional, que é baseado em um ramo da lógica matemática chamada cálculo de predicado. Há dois tipos de cálculo relacional: (1) o cálculo relacional de tupla, que usa as variáveis de tupla que abrangem as tuplas (linhas) das relações e (2) o cálculo relacional de domínio, que usa as variáveis de domínio que englobam os domínios (colunas das relações). No cálculo relacional, uma consulta é especificada em uma afirmação declarativa única, sem especificar qualquer ordem ou método para recuperar o resultado da consulta. Portanto, o cálculo relacional é freqüentemente considerado uma linguagem de alto nível, em vez da álgebra relacional, pois uma expressão de cálculo relacional declara *o que* queremos recuperar, independentemente de *como* a consulta deva ser executada.

Discutimos a sintaxe de consultas de cálculo relacional usando variáveis de tupla e domínio. Discutimos, também, o quantificador existencial (∃) e o quantificador universal (∀). Vimos que as variáveis de cálculo relacional são vinculadas a esses quantificadores. Descrevemos em detalhes como são escritas as consultas com a quantificação universal, e debatemos o problema de especificação de consultas seguras, cujos resultados são finitos. Discutimos, também, as regras para transformação de quantificadores universais em existenciais e vice-versa. São os quantificadores que dão o poder de expressão ao cálculo relacional, fazendo-o equivalente à álgebra relacional. Não há analogia para as funções de agregação e agrupamento no cálculo básico relacional, embora algumas extensões tenham sido sugeridas.

Questões de Revisão

6.1. Liste as operações da álgebra relacional e a proposta de cada uma.
6.2. O que é compatibilidade de união? Por que as operações UNIÃO, INTERSEÇÃO e DIFERENÇA exigem que as relações nas quais elas forem aplicadas sejam união compatíveis?
6.3. Discuta alguns tipos de consultas para as quais o 'rebatismo' (*rename*) dos atributos seja necessário, como forma de evitar ambigüidade na formulação da consulta.
6.4. Discuta os vários tipos de operações de *junção interna*. Por que a junção theta é necessária?
6.5. Qual o papel que o conceito de *chave estrangeira* desempenha quando se especificam os tipos mais comuns de operações de junção significativas?
6.6. O que é a operação FUNÇÃO? Para que é usada?
6.7. Como as operações de JUNÇÃO EXTERNA diferem das operações de JUNÇÃO INTERNA? Como as operações de UNIÃO EXTERNA diferem de UNIÃO?
6.8. Em que sentido o cálculo relacional difere da álgebra relacional e em que sentido eles são similares?
6.9. Como o cálculo relacional de tupla difere do cálculo relacional de domínio?
6.10. Discuta o significado do quantificador existencial ($\exists$) e do quantificador universal ($\forall$).
6.11. Defina os seguintes termos em relação ao cálculo de tupla: *variável de tupla*, *relação-limite*, *átomo*, *fórmula* e *expressão*.
6.12. Defina os seguintes termos em relação ao cálculo de domínio: *variável de domínio*, *relação-limite*, *átomo*, *fórmula* e *expressão*.
6.13. O que se entende por uma *expressão segura* no cálculo relacional?
6.14. Quando uma linguagem de consulta é dita relacionalmente completa?

Exercícios

6.15. Mostre os resultados de cada um dos exemplos de consultas da Seção 6.5, aplicadas ao estado do banco de dados da Figura 5.6.
6.16. Especifique as seguintes consultas no esquema de banco de dados da Figura 5.5 usando os operadores relacionais discutidos neste capítulo. Mostre também o resultado de cada consulta se ela fosse aplicada ao estado de banco de dados da Figura 5.6.
   a. Recupere os nomes de todos os empregados do departamento 5 que trabalhem mais de dez horas por semana no projeto 'ProdutoX'.
   b. Liste os nomes de todos os empregados que tenham um dependente com o mesmo primeiro nome que o deles.
   c. Encontre os nomes de todos os empregados que são diretamente supervisionados por 'Franklin Wong'.
   d. Para cada projeto, liste o nome do projeto e o total de horas por semana (de todos os empregados) gastas no projeto.
   e. Recupere os nomes de todos os empregados que trabalhem em todos os projetos.
   f. Recupere os nomes de todos os empregados que não trabalham em nenhum projeto.
   g. Para cada departamento, recupere o nome do departamento e a média salarial de todos os empregados que trabalhem nesse departamento.
   h. Recupere a média salarial de todos os empregados do sexo feminino.
   i. Encontre os nomes e os endereços de todos os empregados que trabalhem em pelo menos um projeto localizado em Houston, mas cujo departamento não se localiza em Houston.
   j. Liste os últimos nomes de todos os gerentes de departamento que não tenham dependentes.
6.17. Considere o esquema do banco de dados COMPANHIA AEREA, mostrado na Figura 5.8, que foi descrito no Exercício 5.11. Especifique as seguintes consultas na álgebra relacional:
   a. Para cada vôo, liste o número do vôo, o aeroporto de chegada para o primeiro trecho de vôo e o aeroporto de chegada para o último trecho de vôo.
   b. Liste os números dos vôos e os dias da semana de todos os vôos ou trechos de vôo que partam do Aeroporto Internacional de Houston (código do aeroporto 'IAH') e cheguem ao Aeroporto Internacional de Los Angeles (código do aeroporto 'LAX').
   c. Liste o número do vôo, o código do aeroporto de partida, o horário programado para a partida, o código do aeroporto de chegada, o horário programado para a chegada e os dias da semana de todos os vôos ou trechos de vôo que partam de algum dos aeroportos da cidade de Houston e cheguem em algum dos aeroportos da cidade de Los Angeles.
   d. Liste todas as informações dos passageiros do vôo de número 'CO197'.

e. Recupere o número de poltronas disponíveis para o vôo de número 'CO197' em '1999-10-09'.

6.18. Considere o esquema de banco de dados relacional BIBLIOTECA, mostrado na Figura 6.12, que é usado para manter o controle de livros, usuários e livros emprestados. As restrições de integridade referencial são mostradas como arcos direcionados, na Figura 6.12, como na notação da Figura 5.7. Escreva as expressões relacionais para as seguintes consultas:
   a. Quantas cópias do livro de título *The lost tribe* pertencem à filial cujo nome é '*Sharpstown*'?
   b. Quantas cópias do livro *The lost tribe* pertencem a cada filial da biblioteca?
   c. Recupere os nomes de todos os usuários que não tenham nenhum registro de empréstimo.
   d. Para cada livro emprestado na filial de '*Sharpstown*' e cuja data de devolução seja hoje, recupere o título do livro, o nome e o endereço do usuário.
   e. Para cada filial da biblioteca, recupere seu nome e o número total de livros emprestados por ela.
   f. Recupere os nomes, endereços e número de livros emprestados de todos os usuários que tenham emprestado mais de cinco livros.
   g. Para cada livro cujo autor (ou co-autor) seja 'Stephen King', recupere o título e o número de cópias possuídas pela filial da biblioteca cujo nome seja 'Central'.

6.19. Especifique as seguintes consultas em álgebra relacional no esquema de banco de dados do Exercício 5.13:
   a. Liste o Pedido# e Pdata para todos os pedidos remetidos pelo Depósito de número 'W2'.
   b. Liste as informações do Depósito do qual o Cliente chamado 'Jose Lopez' teve seus pedidos fornecidos. Produza uma listagem: Pedido#, Depósito#.
   c. Produza uma listagem NOMECLI, #DOSPEDIDOS, TOTAL_MEDIA_PEDIDO, em que a coluna do meio é o número total de pedidos feitos pelo cliente, e a última coluna é a média dos valores totais dos pedidos desse cliente.
   d. Liste os pedidos que não foram remetidos até 30 dias da data do pedido.
   e. Liste o Pedido# dos pedidos que foram remetidos de *todos* os depósitos cuja a empresa seja em Nova York.

6.20. Especifique as seguintes consultas em álgebra relacional no esquema de banco de dados dado no Exercício 5.14:
   a. Dê os detalhes (todos os atributos da relação VIAGEM) para as viagens que excederem dois mil dólares em despesas.
   b. Imprima o SSN do vendedor que viajou para 'Honolulu'.
   c. Imprima o valor total das despesas de viagem contraídas pelo vendedor com SSN = '234-56-7890'.

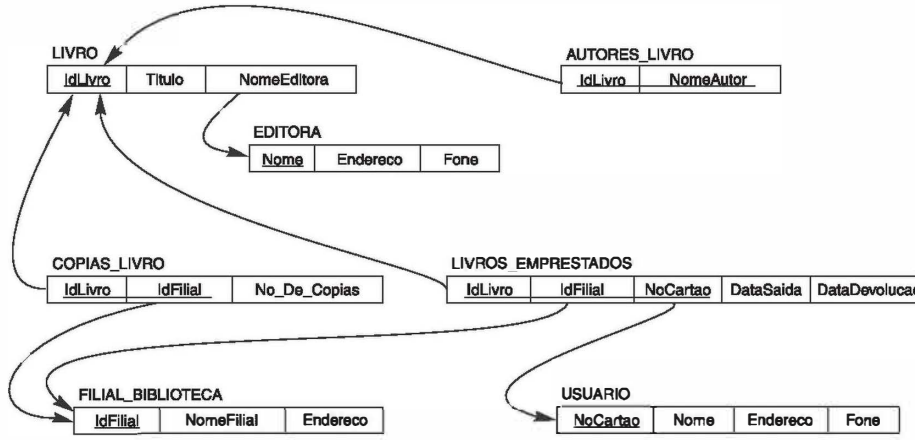


FIGURA 6.12 Um esquema de banco de dados relacional para um banco de dados BIBLIOTECA.

6.21. Especifique as seguintes consultas em álgebra relacional no esquema de banco de dados dado no Exercício 5.15:
   a. Liste o número de cursos feitos por todos os alunos chamados 'John Smith' no inverno de 1999 (isto é, Trimestre = 'W99').
   b. Produza uma lista dos livros-texto (incluir Curso#, ISBN_Livro, Titulo_Livro) para os cursos oferecidos pelo departamento 'CS' que tenham usado mais de dois livros.
   c. Liste qualquer departamento cujos livros adotados tenham sido todos publicados pela 'AWL Publishing'.

6.22. Considere as duas tabelas T1 e T2 mostradas na Figura 6.13. Mostre os resultados das seguintes operações:
   a. $T1 \bowtie_{T1.P = T2.A} T2$

b. $T1 \bowtie_{T1.Q = T2.B} T2$
c. $T1 \bowtie_{T1.P = T2.A} T2$
d. $T1 \bowtie_{T1.Q = T2.B} T2$
e. $T1 \cup T2$
f. $T1 \bowtie_{(T1.P = T2.A \text{ AND } T1.R = T2.C)} T2$

6.23. Especifique as seguintes consultas em álgebra relacional no esquema de banco de dados do Exercício 5.16:
a. Para a vendedora chamada 'Jane Doe', liste as seguintes informações para todos os carros vendidos por ela: Série#, Fabricante, Preco_Venda.
b. Liste Série# e Modelo de carros que não tenham opcionais.
c. Considere a operação JUNÇÃO NATURAL entre VENDEDOR e VENDAS. Qual é o significado de uma JUNÇÃO EXTERNA à esquerda para essas tabelas (não mude a ordem das relações). Explique com um exemplo.
d. Escreva uma consulta em álgebra relacional envolvendo a seleção e uma operação de conjunto e expresse, em palavras, o que a consulta faz.

6.24. Especifique as consultas a, b, c, e, f, i e j do Exercício 6.16 em ambos os cálculos relacionais, de tupla e domínio.
6.25. Especifique as consultas a, b, c e d do Exercício 6.17 em ambos os cálculos relacionais, de tupla e domínio.
6.26. Especifique as consultas c, d, f e g do Exercício 6.18 em ambos os cálculos relacionais, de tupla e domínio.

Tabela T1

P	Q	R
10	a	5
15	b	8
25	c	6

Tabela T2

A	B	C
10	b	6
25	c	3
10	b	5

FIGURA 6.13 Um estado do banco de dados para as relações T1 e T2.

6.27. Em uma consulta de cálculo relacional de tupla, com n variáveis de tupla, qual seria o número mínimo de condições de junção? Por quê? Qual é o efeito de ter um número menor de condições de junção?
6.28. Reescreva as consultas de cálculo relacional de domínio que seguiram Q0 na Seção 6.7, no estilo de notação abreviada de Q0A, na qual o objetivo é minimizar o número de variáveis de domínio escrevendo as constantes no lugar de variáveis, sempre que possível.
6.29. Considere essa consulta: recupere os SSNs dos empregados que trabalhem, pelo menos, naqueles projetos nos quais o empregado com SSN = 123456789 trabalhe. Ela deve ser declarada como (PARATODO x) (SE P ENTÃO Q), em que

- x é uma variável de tupla que abrange a relação PROJETO.
- P ≡ empregado com SSN = 123456789 trabalha no projeto x.
- Q ≡ empregado e trabalha no projeto x.

Expresse a consulta em cálculo relacional de tupla usando as regras

- $(\forall x)\ (P(x)) \equiv NOT(\exists x)\ (NOT(P(x)))$.
- (SE P ENTÃO Q) ≡ ($NOT(P)$ OR Q).

6.30. Mostre como você deve especificar as seguintes operações de álgebra relacional em ambos os cálculos relacionais, de tupla e domínio.
a. $\sigma_{A=C}(R(A, B, C))$
b. $\pi_{<A,B>}(R(A, B, C))$
c. $R(A, B, C) * S(C, D, E)$
d. $R(A, B, C) \cup S(A, B, C)$
e. $R(A, B, C) \cap S(A, B, C)$
f. $R(A, B, C) - S(A, B, C)$
g. $R(A, B, C) \times S(D, E, F)$
h. $R(A, B) \div S(A)$

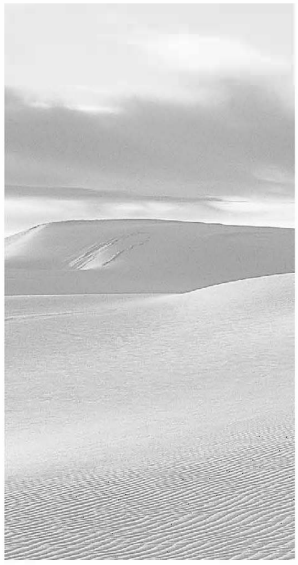
6.31. Sugira extensões para o cálculo relacional de maneira que ele expresse os seguintes tipos de operações que foram discutidas na Seção 6.4: (a) funções agregadas e agrupamento; (b) operações de JUNÇÃO EXTERNA, e (c) consultas de clausura recursiva.

Bibliografia Selecionada

Codd (1970) definiu a álgebra relacional básica. Date (1983a) discute junções externas. Um trabalho em operações relacionais de extensão é discutido por Carlis (1986) e Ozsoyoglu *et al.* (1985). Cammarata *et al.* (1989) estendem as restrições de integridade e junções do modelo relacional.

Codd (1971) introduziu a linguagem Alpha, que é baseada em conceitos de cálculo relacional de tupla. Alpha também inclui a noção de funções agregadas, que vai além do cálculo relacional. A definição formal original do cálculo relacional foi dada por Codd (1972), que também forneceu um algoritmo que transforma qualquer expressão de cálculo relacional de tupla em álgebra relacional. A QUEL (Stonebraker *et al.*, 1976) é baseada no cálculo relacional de tupla, com os quantificadores existenciais implícitos, mas sem os quantificadores universais, e foi implementada no sistema Ingres como uma linguagem comercialmente disponível. Codd definiu a 'Completeza' relacional de uma linguagem de consulta que significa, no mínimo, ser tão poderosa quanto o cálculo relacional. Ullman (1988) descreve uma prova formal da equivalência da álgebra relacional com as expressões seguras de cálculo relacional de tupla e domínio. Abiteboul *et al.* (1995) e Atzeni e de Antonellis (1993) deram um tratamento detalhado de linguagens relacionais formais.

Embora as idéias de cálculo relacional de domínio tenham sido inicialmente propostas na linguagem QBE (Zloof, 1975), o conceito foi formalmente definido por Lacroix e Pirotte (1977). A versão experimental do sistema *Query-By-Example* é descrita em Zloof (1977). A ILL (Lacroix e Pirotte, 1977a) é baseada no cálculo relacional de domínio. Whang *et al.* (1990) estendeu a QBE com os quantificadores universais. As linguagens de consulta visuais, das quais a QBE é um exemplo, têm sido propostas como um meio de consulta a bancos de dados; conferências como o *Visual Database Systems Workshop* — por exemplo, Arisawa e Catarci (2000) ou Zhou e Pu (2002) — têm inúmeras propostas para essas linguagens.



7

Projeto de Banco de Dados Relacional pelo Mapeamento dos Modelos Entidade-Relacionamento e Entidade-Relacionamento Estendido

Vamos analisar, agora, como **projetar um esquema de um banco de dados relacional** tendo por base o esquema de um projeto conceitual. Isso corresponde ao projeto lógico do banco de dados ou ao mapeamento do modelo de dados discutido na Seção 3.1 (Figura 3.1). Apresentaremos os procedimentos para criar um esquema relacional a partir de um esquema do modelo entidade-relacionamento (ER) ou de sua extensão (EER-*enhanced entity-relationship*). Nossa discussão faz referência aos construtores dos modelos ER e EER, apresentados nos capítulos 3 e 4, e aos construtores do modelo relacional apresentados nos capítulos 5 e 6. Diversas ferramentas CASE (*computer-aided software engineering* — Engenharia de Software Apoiada por Computador) têm por base os modelos ER e EER, ou outros modelos similares, como discutimos nos capítulos 3 e 4. Essas ferramentas computadorizadas são usadas, interativamente, pelos projetistas de banco de dados, para o desenvolvimento de esquemas dos modelos ER ou EER em aplicações com banco de dados. Muitas ferramentas utilizam os diagramas ER ou EER, ou variações deles, para desenvolver os esquemas em forma de gráficos e convertê-los, automaticamente, em esquemas de um banco de dados relacional por meio da DDL de um SGBD relacional específico, empregando algoritmos similares aos apresentados neste capítulo.

Mostraremos um algoritmo com sete passos na Seção 7.1 para a conversão dos construtores básicos do modelo ER — entidades (fortes e fracas), relacionamentos binários (com diferentes restrições estruturais), relacionamentos *n*-ários e atributos (simples, compostos e multivalorados) — em relações. Então, na Seção 7.2, continuaremos com o algoritmo de mapeamento descrevendo como mapear os construtores do modelo EER — especialização/generalização e tipos união (categorias) — em relações.

7.1 Projeto de um Banco de Dados Relacional Usando o Mapeamento do ER para o Relacional

7.1.1 Algoritmo de Mapeamento do ER para o Relacional

Agora, vamos descrever os passos para o algoritmo de mapeamento do ER para o relacional. Vamos usar como exemplo o banco de dados EMPRESA para ilustrar os procedimentos de mapeamento. O esquema ER EMPRESA é mostrado novamente na Figura 7.1, e o esquema relacional EMPRESA correspondente, na Figura 7.2, para ilustrar os passos do mapeamento.

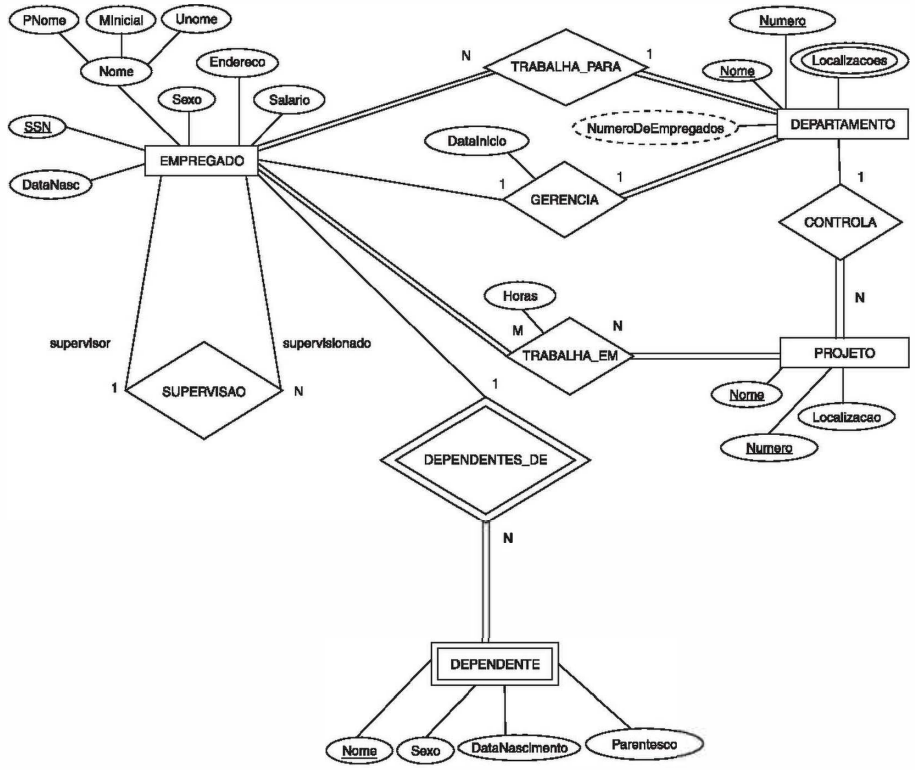


FIGURA 7.1 Diagrama do esquema conceitual ER para o banco de dados EMPRESA.

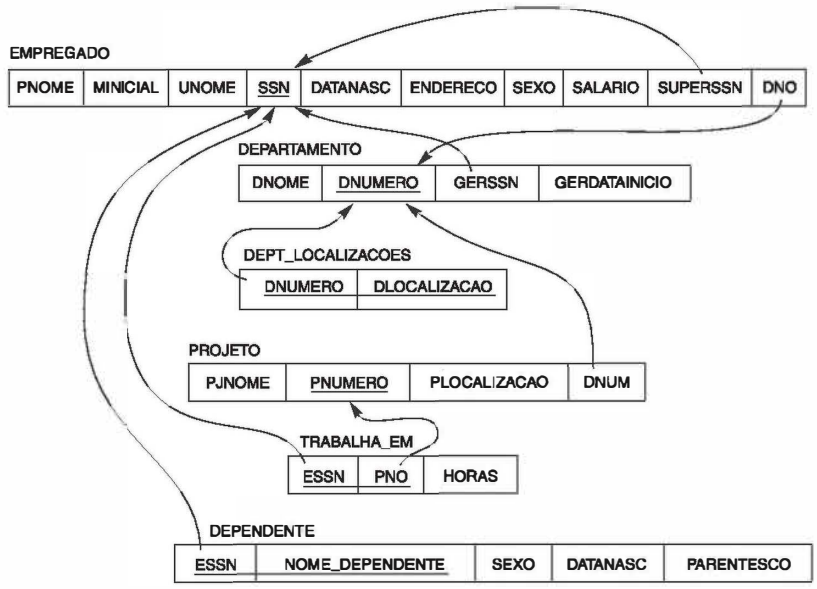


FIGURA 7.2 Resultado do mapeamento do esquema ER EMPRESA para o esquema de um banco de dados relacional.

Passo 1: Mapeamento dos Tipos Entidade Regulares. Para cada tipo entidade regular (forte) E de um esquema ER, criar uma relação R que inclua todos os atributos simples de E. Incluir somente os componentes simples dos atributos compostos. Escolher um dos atributos-chave de E como chave primária de R. Se a chave escolhida de E for um atributo composto, os atributos simples componentes vão, juntos, formar a chave primária de R.

Se múltiplas chaves forem identificadas para E durante o projeto conceitual, a informação que descreve os atributos que formam cada uma das chaves adicionais é apreendida pela especificação de chaves secundárias (*unique keys*) da relação R. Os conceitos sobre as chaves também são usados para os propósitos de indexação e outros tipos de análises.

Em nosso exemplo, criamos as relações EMPREGADO, DEPARTAMENTO e PROJETO na Figura 7.2 que correspondem aos tipos entidades regulares EMPREGADO, DEPARTAMENTO e PROJETO da Figura 7.1. As chaves estrangeiras e os atributos do relacionamento, se houver, não são incluídos por enquanto; eles serão contemplados nos passos subseqüentes. Isso inclui os atributos SUPERSSN e DNO de EMPREGADO, GERSSN e GERDATAINICIO de DEPARTAMENTO, e DNUM de PROJETO. Em nosso exemplo, escolhemos SSN, DNUMERO e PNUMERO como chaves primárias para as relações EMPREGADO, DEPARTAMENTO e PROJETO, respectivamente. O conhecimento de que DNOME de DEPARTAMENTO e de que PJNOME de PROJETO são chaves secundárias é guardado para garantir possíveis usos futuros no projeto.

As relações que são criadas pelo mapeamento dos tipos entidade são, algumas vezes, chamadas **relações entidades**, pois cada tupla (linha) representa uma instância de uma entidade.

Passo 2: Mapeamento dos Tipos Entidade Fracas. Para cada tipo entidade fraca W de um esquema ER, que contém sua respectiva entidade forte E, criar uma relação R e nela incluir todos os atributos simples (ou os componentes simples dos atributos compostos) de W como atributos de R. Além disso, inserir como chave estrangeira de R os atributos que são chaves primárias da(s) relação(ões) que corresponde(m) ao mapeamento do tipo entidade(s) forte(s) correspondente(s); isso identifica o(s) tipo(s) relacionamento(s) de W. A chave primária de R é a combinação da(s) chave(s) primária(s) da(s) forte(s) e da chave parcial do tipo entidade fraca W, se houver.

Se existir um tipo entidade fraca E_2 cuja entidade forte é também um tipo entidade fraca E_1, então E_1 deveria ser mapeada antes de E_2, de modo a determinar, primeiro, sua chave primária.

Em nosso exemplo, criamos a relação DEPENDENTE nesse passo para o mapeamento do tipo entidade fraca DEPENDENTE. Incluímos a chave primária SSN da relação EMPREGADO — que corresponde ao tipo entidade forte — como chave estrangeira de DEPENDENTE, e renomeamos esse atributo como ESSN, embora isso não seja obrigatório. A chave primária da relação DEPENDENTE é a combinação {ESSN, NOME_DEPENDENTE}, porque NOME_DEPENDENTE é chave parcial de DEPENDENTE.

É comum escolher a opção de propagação (CASCADE) para as ações de gatilhos (*triggers*) definidas (Seção 8.2) sobre as chaves estrangeiras da relação correspondente ao tipo entidade fraca, uma vez que a existência da entidade fraca depende de sua entidade forte. Essa opção pode ser usada em ambas as funções ON UPDATE (atualização) e ON DELETE (exclusão).

Passo 3: Mapeamento dos Tipos Relacionamento Binários 1:1. Para cada relacionamento R binário 1:1 em um esquema ER, identificar as relações S e T que correspondem aos tipos entidades participantes de R. Há três escolhas possíveis: (1) a da chave estrangeira; (2) a do relacionamento incorporado; e (3) a da referência cruzada ou da relação de relacionamento. A primeira opção é a mais usada e deve ser seguida, exceto se houver condições especiais, que serão discutidas a seguir.

1. *Escolha da chave estrangeira*: escolher uma das relações — S, digamos — e nela inserir, como chave estrangeira, a chave primária de T. É melhor escolher, entre os tipos entidade, aquele com a *participação total* em R para exercer o papel de S. Incluir todos os atributos simples (ou os componentes simples dos atributos compostos) do tipo relacionamento 1:1 R como atributos de S.
   Em nosso exemplo, mapeamos o tipo relacionamento 1:1 GERENCIA da Figura 7.1, escolhendo o tipo entidade participante DEPARTAMENTO para exercer o papel de S, pois sua participação no tipo relacionamento GERENCIA é total (todo departamento possui um gerente). Inserimos a chave primária da relação EMPREGADO como chave estrangeira na relação DEPARTAMENTO e a denominamos GERSSN. Também inserimos o atributo simples DATAINICIO, pertencente ao tipo relacionamento GERENCIA, na relação DEPARTAMENTO e o denominamos GERDATAINICIO.
   Observe que é possível, como alternativa, inserir a chave primária de S como chave estrangeira de T. Em nosso exemplo, seria o equivalente a ter um atributo como chave estrangeira, digamos DEPARTAMENTO_GERENCIADO, na relação EMPREGADO, mas esse atributo assumiria valor *null* (ausência de valor) nas tuplas dos empregados que não fossem gerentes de departamento. Se apenas 10% dos empregados gerenciassem departamentos, então 90% dos valores dessa chave estrangeira assumiriam valores *null*. Outra possibilidade seria ter chaves estrangeiras em ambas as relações S e T de modo redundante, mas isso incorreria possíveis prejuízos de consistência na manutenção.

2. *Opção da relação unificada*: uma possibilidade para o mapeamento de um tipo relacionamento 1:1 é incorporar o tipo relacionamento e os dois tipos entidade envolvidos a uma única relação. Essa opção pode ser apropriada quando *ambas as participações são totais*.
3. *Opção referência cruzada ou relação de relacionamento*: a terceira opção é definir uma terceira relação R com a finalidade de servir de referência cruzada às chaves primárias das duas relações S e T que mapeiam os tipos entidade. Como veremos adiante, essa alternativa é necessária para o mapeamento de relacionamentos binários N:M. A relação R é chamada **relação de relacionamento** (ou, algumas vezes, **tabela de busca**), porque cada tupla em R representa uma instância do relacionamento, que relaciona uma tupla de S a uma tupla de T.

Passo 4: Mapeamento dos Tipos Relacionamento Binário 1:N. Para cada tipo relacionamento R binário 1:N regular, identificar a relação S que representa o tipo entidade participante do *lado N* do tipo relacionamento. Inserir em S, como chave estrangeira, a chave primária da relação T que representa o outro tipo entidade participante em R; isso é feito porque cada instância de entidade do lado N do tipo relacionamento está relacionada a, no máximo, uma instância do lado 1. Incluir qualquer atributo simples (ou componentes simples de atributos compostos) do tipo relacionamento 1:N como atributo de S.

Em nosso exemplo, mapearemos agora os tipos relacionamento 1:N TRABALHA_PARA, CONTROLA e SUPERVISAO da Figura 7.1. Para TRABALHA_PARA, vamos inserir a chave primária DNUMERO da relação DEPARTAMENTO como chave estrangeira da relação EMPREGADO e a chamaremos DNO. Para SUPERVISAO incluiremos a chave primária da relação EMPREGADO como chave estrangeira na própria relação EMPREGADO — isso porque o relacionamento é recursivo — e a denominaremos SUPERSSN. O relacionamento CONTROLA é mapeado pela chave estrangeira DNUM em PROJETO, a qual faz referência à chave primária DNUMERO da relação DEPARTAMENTO.

Uma alternativa que poderíamos usar aqui seria novamente criar uma relação relacionamento (referência cruzada), como vimos no caso dos relacionamentos binários 1:1. Criaríamos uma relação R, separada, cujos atributos seriam as chaves de S e T, e cuja chave primária seria a mesma chave de S. Essa escolha pode ser usada se poucas tuplas de S participarem do relacionamento de forma a evitar o excesso de valores *null* na chave estrangeira.

Passo 5: Mapeamento dos Tipos Relacionamento Binário N:M. Para cada tipo relacionamento R binário N:M, criar uma nova relação S para representar R. Inserir, como chave estrangeira em S, as chaves primárias das relações que representam os tipos entidade participantes do relacionamento; a combinação (concatenação) delas formará a chave primária de S. Também devem ser incluídos quaisquer atributos simples do tipo relacionamento N:M (ou os componentes simples dos atributos compostos) como atributos de S. Observe que não podemos representar um tipo relacionamento N:M por meio de uma simples chave estrangeira em uma das relações participantes (como fizemos para os tipos relacionamentos 1:1 e 1:N) por causa da razão de cardinalidade N:M; precisamos criar uma *relação relacionamento* S separada.

Em nosso exemplo, mapeamos o tipo relacionamento N:M TRABALHA_PARA, da Figura 7.1, criando a relação TRABALHA_PARA da Figura 7.2. Inserimos as chaves primárias das relações PROJETO e EMPREGADO como chaves estrangeiras em TRABALHA_PARA, denominadas PNO e ESSN, respectivamente. Também incluímos o atributo HORAS em TRABALHA_PARA para representar o atributo HORAS do tipo relacionamento. A chave primária da relação TRABALHA_PARA é a combinação das chaves estrangeiras {ESSN, PNO}.

A opção de propagação (CASCADE) para as ações de gatilhos (*trigger*) associadas (Seção 8.2) poderia ser especificada para as chaves estrangeiras da relação correspondente ao relacionamento R, uma vez que cada instância de relacionamento depende, para existir, de cada entidade a ela relacionada. Isso pode ser usado para ambas as funções ON UPDATE (atualização) e ON DELETE (exclusão).

Observe que poderemos sempre mapear os relacionamentos 1:1 e 1:N de modo similar ao relacionamento N:M usando a referência cruzada (relação relacionamento), conforme discutimos anteriormente. Essa alternativa é particularmente interessante quando existem poucas instâncias do relacionamento, evitando os valores *null* nas chaves estrangeiras. Nesse caso, a chave primária da relação relacionamento será *apenas uma* das chaves estrangeiras que fazem referência às relações das entidades participantes. Para um relacionamento 1:N, a chave primária da relação relacionamento será a chave estrangeira que faz referência à relação da entidade do lado N. Para um relacionamento 1:1, cada uma das chaves estrangeiras pode ser usada como chave primária da relação relacionamento à medida que nenhuma entrada *null* será possível nessa relação.

Passo 6: Mapeamento de Atributos Multivalorados. Para cada atributo multivalorado A, criar uma nova relação R. Essa relação deverá conter um atributo correspondente a A, mais a chave primária K — como chave estrangeira em R — da relação que representa o tipo entidade ou o tipo relacionamento que tem A como atributo. A chave primária de R é a combinação de A e K. Se o atributo multivalorado for um atributo composto, incluiremos seus componentes simples.

Em nosso exemplo, criamos uma relação DEPT_LOCALIZACOES. O atributo DLOCALIZACAO representa o atributo multivalorado LOCALIZACOES de DEPARTAMENTO, enquanto DNUMERO — como chave estrangeira — representa a chave primária da relação DEPARTAMENTO.

A chave primária de DEPT_LOCALIZACOES é a combinação de {DNUMERO, DLOCALIZACAO}. Existirá uma tupla separada em DEPT_LOCALIZACOES para cada localização que um departamento tiver.

As opções de propagação (CASCADE) para as ações de gatilhos (*trigger*) associadas (Seção 8.2) poderiam ser especificadas para a chave estrangeira da relação R correspondente ao atributo multivalorado tanto para ON_UPDATE (atualização) quanto para ON_DELETE (exclusão). Devemos notar que a chave de R, quando no mapeamento de atributos compostos e multivalorados, exige alguma análise do significado dos atributos componentes. Em alguns casos, quando um atributo multivalorado é composto, somente alguns desses atributos componentes são necessários para compor a chave de R; esses atributos são similares a uma chave parcial de um tipo entidade fraca que corresponde ao atributo multivalorado (Seção 3.5).

A Figura 7.2 apresenta o esquema do banco de dados relacional EMPRESA, obtido pela seqüência dos passos 1 a 6, e a Figura 5.6 mostra um exemplo de banco de dados instanciado. Observe que ainda não discutimos o mapeamento dos tipos relacionamentos n-ários (n>2) porque não existe nenhum na Figura 7.1; eles são mapeados de modo similar aos tipos relacionamentos N:M, por meio da inclusão do seguinte passo adicional no algoritmo de mapeamento.

Passo 7: Mapeamento dos Tipos Relacionamento N-ário. Para cada tipo relacionamento R n-ário, em que n > 2, criar uma nova relação S para representar R. Incluir, como chave estrangeira em S, as chaves primárias das relações que representam os tipos entidade participantes. Incluir, também, qualquer atributo simples do tipo relacionamento n-ário (ou os componentes simples dos atributos compostos) como atributo de S. A chave primária de S é, normalmente, a combinação de todas as chaves estrangeiras que fazem referência às relações representantes dos tipos entidade participantes. Entretanto, se as restrições de cardinalidade em qualquer um dos tipos entidade E participantes em R forem 1, então a chave primária de S não deve incluir a chave estrangeira que faz referência à relação E' correspondente a E (Seção 4.7).

Por exemplo, considere o tipo relacionamento FORNECE da Figura 4.11a. Ele pode ser mapeado pela relação FORNECE, mostrada na Figura 7.3, cuja chave primária é a combinação das três chaves estrangeiras {FNOME, NUMLOTE, NOMEPROJ}.

7.1.2 Discussão e Resumo do Mapeamento dos Construtores dos Modelos

A Tabela 7.1 resume a correspondência entre os construtores e as restrições dos modelos ER e relacional.

Um dos principais pontos que deve ser notado em um esquema relacional, em contraste com um esquema ER, é que os tipos relacionamento não são representados explicitamente; pelo contrário, são representados por dois atributos A e B, um a chave primária, e outro, a chave estrangeira (sobre o mesmo domínio), inseridos em duas relações S e T. Duas tuplas em S e T são relacionadas quando têm o mesmo valor em A e B. Pelo uso da operação EQUIJOIN (ou NATURAL JOIN — junção natural —, se os dois atributos de junção possuírem o mesmo nome) em $S.A$ e $T.B$, podemos combinar todos os pares de tuplas relacionados entre S e T e, assim, efetivar o relacionamento. Quando um tipo relacionamento 1:1 ou 1:N está envolvido, normalmente uma única operação de junção é suficiente. Para um tipo relacionamento binário N:M, duas operações de junção são necessárias, ao passo que, nos tipos relacionamentos n-ários, n junções são essenciais para materializar completamente as instâncias do relacionamento.

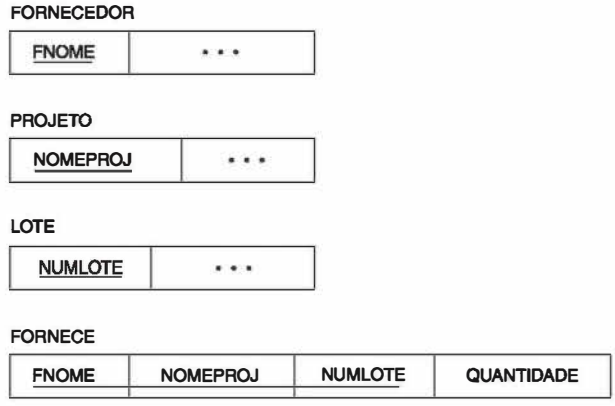


FIGURA 7.3 Mapeamento do tipo relacionamento n-ário FORNECE, da Figura 4.11a.

TABELA 7.1 Correspondência entre os Modelos ER e Relacional

Modelo ER	Modelo Relacional
Tipo entidade	Relação 'entidade'
Tipo relacionamento 1:1 ou 1:N	Chave estrangeira (ou relação 'relacionamento')
Tipo relacionamento N:M	Relação 'relacionamento' e duas chaves estrangeiras
Tipo relacionamento *n*-ário	Relação 'relacionamento' e *n* chaves estrangeiras
Atributo simples	Atributo
Atributo composto	Conjunto de atributos simples componentes
Atributo multivalorado	Relação e chave estrangeira
Conjunto de valores	Domínio
Atributo-chave	Chave primária (ou secundária)

Por exemplo, para formar uma relação com o nome do empregado, o nome do projeto e as horas que o empregado trabalhou em cada projeto, precisamos conectar cada tupla de EMPREGADO às tuplas de PROJETO a ela relacionadas, por intermédio da relação TRABALHA_EM da Figura 7.2. Então precisamos aplicar a operação EQUIJOIN nas relações EMPREGADO e TRABALHA_EM usando como condição de junção SSN = ESSN, e então aplicar outra operação EQUIJOIN entre a relação resultante e a relação PROJETO utilizando como condição de junção PNO = PNUMERO. Geralmente, quando muitos relacionamentos são utilizados, é necessário especificar as diversas operações de junção. O usuário de um banco de dados relacional precisa sempre tomar cuidado com os atributos empregados como chave estrangeira, de forma a combiná-los corretamente em tuplas relacionadas a duas ou mais relações. Muitas vezes, esse problema é considerado um inconveniente do modelo relacional, uma vez que a correspondência entre as chaves primárias/estrangeiras nem sempre é evidente quando se examina um esquema relacional. Se um *equijoin* é realizado sobre os atributos de duas relações, e se esses atributos não correspondem à chave primária/chave estrangeira de um relacionamento, o resultado freqüentemente não tem sentido e pode apresentar dados falsos (inválidos). Por exemplo, o leitor pode desejar juntar as relações PROJETO e DEPT_LOCALIZACOES por meio da condição DLOCALIZACAO = PLOCALIZACAO e examinar o resultado (Capítulo 10).

Outro ponto que merece atenção nos esquemas relacionais é que criamos uma relação separada para *cada* atributo multivalorado. Para uma entidade em particular, com um conjunto de valores como atributos multivalorados, o valor do atributo-chave da entidade é repetido uma vez para cada valor do atributo multivalorado da tupla da relação separada. Isso porque o modelo relacional básico *não* permite os valores múltiplos (uma lista ou um conjunto de valores) para um atributo em uma única tupla. Por exemplo, como o departamento 5 tem três localizações, existem três tuplas na relação DEPT_LOCALIZACOES da Figura 5.6; cada tupla especifica uma de suas localizações. Em nosso exemplo, aplicamos EQUIJOIN para DEPT_LOCALIZACOES e DEPARTAMENTO sobre o atributo DNUMERO para obter os valores de todas as localizações com todos os demais atributos de DEPARTAMENTO. Na relação resultante, os valores dos demais atributos do departamento são repetidos em uma tupla separada para cada uma das localizações que um departamento tiver.

A álgebra relacional básica não contém as operações NEST e COMPRESS, que poderiam produzir, a partir da relação DEPT_LOCALIZACOES da Figura 5.6, um conjunto de tuplas da forma {<1, Houston>, <4, Stafford>, <5, {Bellaire, Sugarland, Houston}>}. Essa é uma desvantagem séria da normalização básica ou versão '*flat*' do modelo relacional. Nesse sentido, o modelo orientado a objeto e os modelos legados hierárquico e de rede oferecem mais facilidades que o modelo relacional. O modelo relacional aninhado (nested) e os sistemas objeto-relacional (Capítulo 22) tentam minimizar esse problema.

7.2 Mapeamento dos Construtores do Modelo EER para as Relações

Vamos discutir agora o mapeamento dos construtores do modelo EER para as relações por meio da extensão do algoritmo para o mapeamento do modelo ER para o relacional, apresentado na Seção 7.1.1.

7.2.1 Mapeamento da Especialização ou Generalização

Há diversas opções para o mapeamento de um grupo de subclasses que, juntas, formam uma especialização (ou, alternativamente, são generalizadas em uma superclasse), como {SECRETARIA, TECNICO, ENGENHEIRO}, que são as subclasses de EMPREGADO na Figura 4.4. Podemos adicionar um passo ao algoritmo de mapeamento do ER para o relacional da Seção 7.1.1, o qual possui sete pas-

sos, de modo a contemplar o mapeamento da generalização. O Passo 8, apresentado a seguir, fornece as opções mais comuns; outros mapeamentos são também possíveis. Vamos discutir, então, sob quais condições cada uma dessas opções deveria ser preferida. Usamos Atr(R) para designar os *atributos da relação* R e PK(R) para designar a *chave primária de R*.

Passo 8: Opções para o Mapeamento da Especialização ou Generalização. Converter cada especialização com m subclasses $\{S_1, S_2, \ldots, S_m\}$ e a superclasse C (generalizada), em que os atributos de C são $\{k, a_1, a_2, \ldots, a_n\}$ e k é chave (primária) em esquemas de relações usando uma das quatro opções seguintes:

- ***Opção 8A: relações múltiplas — superclasse e subclasse***. Criar uma relação L para C com os atributos Atr(L) = $\{k, a_1, a_2, \ldots, a_n\}$ e PK(L) = k. Criar uma relação L_i para cada subclasse S_i, $1 \leq i \leq m$, com os atributos Atr(L_i) = $\{k\} \cup \{$atributos de $S_i\}$ e PK(L_i)=k. Essa opção funciona para qualquer especialização (total ou parcial, disjuntas ou sobrepostas).
- ***Opção 8B: relações múltiplas — somente relações de subclasses***. Criar uma relação L_i para cada subclasse S_i, $1 \leq i \leq m$, com os atributos Atr(L_i) = $\{$atributos de $S_i\} \cup \{k, a_1, a_2, \ldots, a_n\}$ e PK(L_i) = k. Essa opção funciona somente para as especializações cujas subclasses são *totais* (toda entidade em uma superclasse deve pertencer a [pelo menos] uma subclasse).
- ***Opção 8C: relação única com um atributo tipo***. Criar uma única relação L com os atributos Atr(L) = $\{k, a_1, a_2, \ldots, a_n\} \cup \{$atributos de $S_1\} \cup \ldots \cup \{$atributos de $S_m\} \cup \{t\}$ e PK(L) = k. O atributo t é chamado atributo **tipo** (ou **discriminativo**), que indica a subclasse à qual cada tupla pertence, se pertencer a alguma. Essa opção funciona para as especializações cujas subclasses sejam *disjuntas* e tenham potencial para gerar muitos valores *null* se houver diversos atributos específicos nas subclasses.
- ***Opção 8D: relação única com o tipo atributos múltiplo.*** Criar uma única relação esquema L com os atributos Atr(L) = $\{k, a_1, a_2, \ldots, a_n\} \cup \{$atributos de $S_1\} \cup \ldots \cup \{$atributos de $S_m\} \cup \{t_1, t_2, \ldots, t_m\}$ e PK(L) = k. Cada t_i, $1 \leq i \leq m$, é um **atributo do tipo boleano** indicando se a tupla pertence ou não àquela subclasse S_i. Essa opção funciona para as especializações cujas subclasses sejam *sobrepostas* (embora também funcione para as especializações disjuntas).

As opções 8A e 8B podem ser chamadas **opções de relações-múltiplas**, enquanto as opções 8C e 8D podem ser chamadas **opções de relações-simples**. A Opção 8A cria uma relação L para a superclasse C e seus atributos, mais uma relação L_i para cada subclasse S_i; cada L_i engloba os atributos específicos (ou locais) de S_i, mais a chave primária da superclasse C, que é propagada para L_i e torna-se sua chave primária. Uma operação EQUIJOIN, igualando a chave primária entre qualquer L_i e L, produz todos os atributos específicos e inerentes das entidades em S_i. Essa opção é ilustrada na Figura 7.4a para o esquema EER da Figura 4.4. A Opção 8A funciona para qualquer condicionante da especialização: disjunta ou sobreposta, total ou parcial. Observe que a condição

$$\pi_{<K>}(L_i) \subseteq \pi_{<k>}(L)$$

deve ser assegurada para cada L_i. Isso especifica uma chave estrangeira de L para cada L_i, bem como a *dependência de inclusão* $L_i.k < L.k$ (Seção 11.5).

Na Opção 8B, a operação de EQUIJOIN é *construída dentro* do esquema e a relação L é eliminada, como ilustrado na Figura 7.4b para a especialização EER da Figura 4.3b. Essa opção funciona bem somente quando há *ambas* as especializações, disjuntas e totais. Se a especialização não for total, uma entidade que não pertença a nenhuma subclasse S_i estará perdida. Se as especializações não forem disjuntas, uma entidade que pertencer a mais de um tipo de subclasse terá seus atributos inerentes provenientes da superclasse C armazenados de modo redundante em mais de uma L_i. Na Opção 8B, nenhuma relação mantém todas as entidades da superclasse C; conseqüentemente, precisamos aplicar uma operação OUTER UNION (ou FULL OUTER JOIN) nas relações L_i para recuperar todas as entidades de C. O resultado da junção externa (*outer join*) será similar às relações das opções 8C e 8D, com exceção de que os campos tipo serão omitidos. Toda vez que pesquisarmos uma entidade qualquer de C precisaremos consultar todas as m relações L_i.

As opções 8C e 8D criam uma relação única para representar a superclasse C e todas as suas subclasses. Uma entidade que não pertença a nenhuma subclasse terá valores *null* para os atributos específicos dessa subclasse. Portanto, essas opções não são recomendadas para o mapeamento quando houver muitos atributos específicos das subclasses. Entretanto, se existirem poucos atributos específicos nas subclasses, esses mapeamentos são preferíveis às opções 8A e 8B, porque eliminam a necessidade de especificar operações de EQUIJOIN e OUTER JOIN produzindo as implementações mais eficientes.

A Opção 8C é usada para o tratamento das subclasses disjuntas pela inclusão de um único **atributo tipo** (ou **imagem** ou **descritivo**) t para indicar a subclasse à qual cada tupla pertence; logo, seu domínio poderia ser $\{1, 2, \ldots, m\}$. Se a especialização for parcial, t poderá ter valores *null* nas tuplas que não pertençam a nenhuma subclasse. Se a especialização for atributo-definida, o atributo definirá o propósito de t, e t não será necessário; a Figura 7.4c ilustra essa opção para a especialização EER da Figura 4.4.

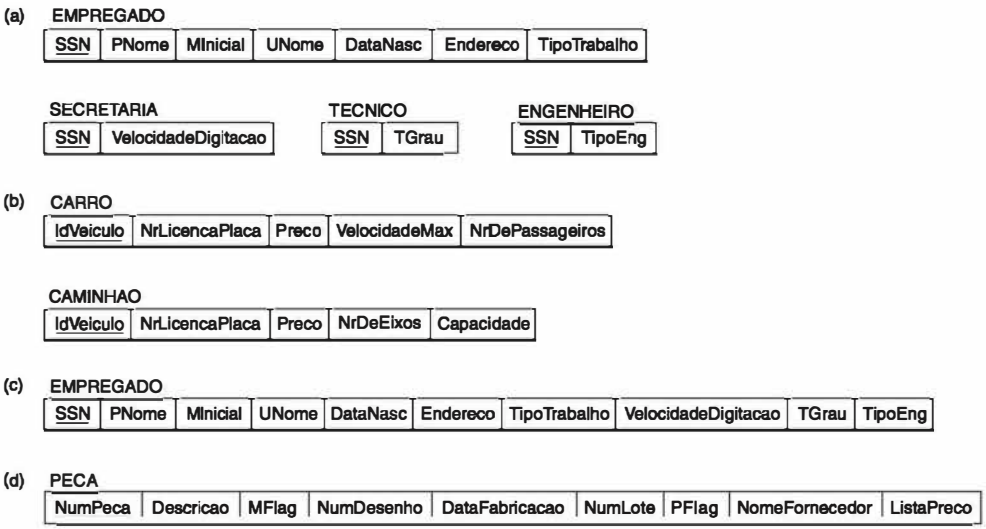


FIGURA 7.4 Opções para o mapeamento da especialização ou generalização. (a) Mapeamento do esquema EER da Figura 4.4 usando-se a Opção 8A. (b) Mapeamento do esquema EER da Figura 4.3 utilizando-se a Opção 8B. (c) Mapeamento do esquema EER da Figura 4.4 empregando-se a Opção 8C. (d) Mapeamento da Figura 4.5 aplicando-se a Opção 8D com os campos do tipo booleano MFlag e PFlag.

A Opção 8D é indicada para o tratamento das subclasses sobrepostas que incluem um campo tipo *booleano m* para *cada* subclasse. Também pode ser usada para as subclasses disjuntas. Cada campo tipo t_i pode ter domínio {sim, não}, no qual o valor sim indica que a tupla é membro da subclasse S_i. Se usarmos essa opção para a especialização EER da Figura 4.4, poderemos inserir três tipos de atributos — EUmaSecretaria, EUmEngenheiro e EUmTécnico — em vez do atributo TipoTrabalho da Figura 7.4c. Observe que também é possível criar um atributo tipo único de *m bits*, em vez de *m* campos tipo.

Quando temos uma especialização (ou generalização) em vários níveis hierárquicos ou de reticulado (*lattice*), não temos de seguir a mesma opção de mapeamento para todas as especializações. Podemos usar uma opção para o mapeamento de uma parte da hierarquia ou do reticulado e a outra opção para a outra parte. A Figura 7.5 mostra uma possibilidade de mapeamento, em relações, do reticulado EER da Figura 4.6. Usamos aqui a Opção 8A para PESSOA/{EMPREGADO, EXALUNO, ALUNO}, a Opção 8C para EMPREGADO/{FUNCIONARIO, DOCENTE, ASSISTENTE_ALUNO} e a Opção 8D para ASSISTENTE_ALUNO/{ASSISTENTE_PESQUISA, ASSISTENTE_ENSINO} ALUNO/ASSISTENTE_ALUNO (em ALUNO), e ALUNO/{ALUNO_GRADUADO, ALUNO_NAO_GRADUADO}. Na Figura 7.5, todos os atributos cujos nomes começam com 'Tipo' ou terminam com 'Flag' são campos tipo.

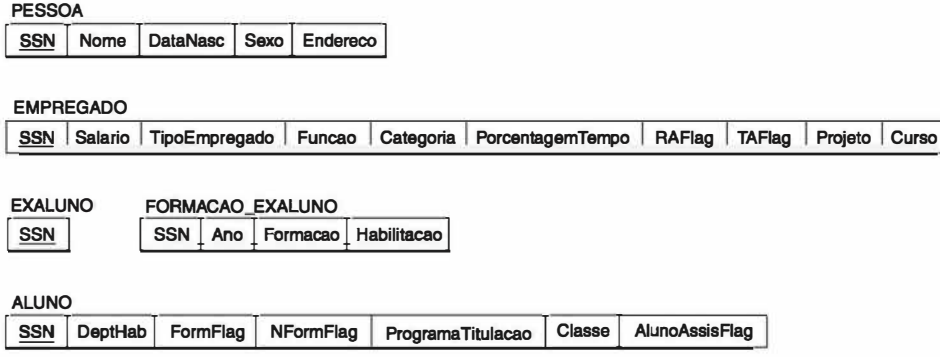


FIGURA 7.5 Mapeamento do reticulado de especialização EER da Figura 4.6 usando-se diversas opções.

7.2.2 Mapeamento de Subclasses Compartilhadas (Herança Múltipla)

Uma subclasse compartilhada, como GERENTE_ENGENHARIA da Figura 4.6, é a subclasse de diversas superclasses, indicando uma herança múltipla. Essas classes devem ter o mesmo atributo-chave, porém, as subclasses compartilhadas poderiam ser modeladas como categorias. Podemos aplicar quaisquer opções apresentadas no Passo 8 para as subclasses compartilhadas, guardadas as condicionantes discutidas no Passo 8 para o algoritmo de mapeamento. Na Figura 7.5, ambas as opções 8C e 8D são usadas para as subclasses compartilhadas ASSISTENTE_ALUNO. A Opção 8C é utilizada na relação EMPREGADO (atributo TipoEmpregado) e a Opção 8D é empregada na relação ALUNO (atributo AlunoAssisFlag).

7.2.3 Mapeamento de Categorias (Tipos União)

Vamos, desta vez, adicionar outro passo — o Passo 9 — ao processo de mapeamento para o tratamento de categorias (agregação). Uma categoria (ou tipo união) é uma subclasse da *união* de duas ou mais superclasses que podem ter chaves diferentes, uma vez que pode haver diferentes tipos entidades. Um exemplo é a categoria PROPRIETARIO, mostrada na Figura 4.7, que é um subconjunto da união de três tipos entidade: PESSOA, BANCO e EMPRESA. A outra categoria dessa figura, VEICULO_REGISTRADO, tem duas superclasses que possuem o mesmo atributo-chave.

Passo 9: Mapeamento dos Tipos União (Categorias). Para o mapeamento de uma categoria que define as superclasses que têm chaves diferentes, é praxe especificar um novo atributo-chave, chamado **chave substituta**, ao se criar a relação correspondente à categoria. Isso porque as chaves das classes estabelecidas são diferentes, de modo que não podemos usar nenhuma delas em particular para a identificação de todas as entidades da categoria. Em nosso exemplo da Figura 4.7, podemos criar uma relação PROPRIETARIO que corresponde à categoria PROPRIETARIO, como ilustrado na Figura 7.6, e incluir qualquer um dos atributos da categoria nessa relação. A chave primária da relação PROPRIETARIO é a chave substituta, que é chamada IdProprietario. Também incluiremos a chave substituta IdProprietario como chave estrangeira em cada relação correspondente à superclasse da categoria, de modo a especificar a correspondência em valores entre a chave substituta e a chave de cada superclasse. Observe que, se uma entidade em particular PESSOA (ou BANCO ou EMPRESA) não for um membro de PROPRIETARIO, poderia haver valor *null* para o atributo IdProprietario em suas tuplas correspondentes nas relações PESSOA (ou BANCO ou EMPRESA), e poderia não haver uma tupla na relação PROPRIETARIO.

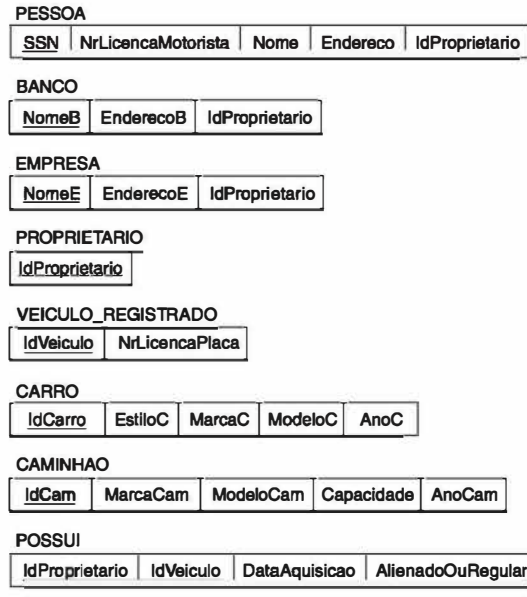


FIGURA 7.6 Mapeamento, em relações, das categorias (tipos união) EER da Figura 4.7.

Para uma categoria cujas superclasses têm a mesma chave, como VEICULO da Figura 4.7, não existe nenhuma necessidade da chave substituta. O mapeamento da categoria VEICULO_REGISTRADO, que ilustra esse caso, é também mostrado na Figura 7.6.

7.3 RESUMO

Na Seção 7.1, mostramos como um projeto de um esquema conceitual do modelo ER pode ser mapeado para um esquema de um banco de dados relacional. Foi fornecido e ilustrado, por meio dos exemplos do banco de dados EMPRESA, um algoritmo de mapeamento do ER para o relacional. A Tabela 7.1 resume as correspondências entre os construtores e as restrições do modelo ER e o relacional. Adicionamos, então, a esse algoritmo da Seção 7.2, os passos necessários para o mapeamento dos construtores do modelo EER para o modelo relacional. Os algoritmos similares são incorporados a ferramentas de projetos gráficos de um banco de dados para automaticamente criar um esquema relacional a partir de um projeto de um esquema conceitual.

Questões para Revisão

7.1. Discuta a correspondência entre os construtores do modelo ER e os do modelo relacional. Mostre como cada construtor do modelo ER pode ser mapeado para o modelo relacional e discuta as alternativas de mapeamento.

7.2. Discuta as opções para o mapeamento dos construtores EER para as relações.

Exercícios

7.3. Tente mapear o esquema relacional da Figura 6.12 para um esquema ER. Essa é uma parte do processo conhecida como *engenharia reversa*, na qual um esquema conceitual é criado a partir de um banco de dados implementado. Fundamente qualquer pressuposto que você faça.

7.4. A Figura 7.7 revela um esquema ER para um banco de dados que pode ser usado para o monitoramento de navios de carga, com suas localizações para as autoridades marítimas. Mapeie esse esquema para um esquema relacional e especifique todas as chaves primárias e estrangeiras.

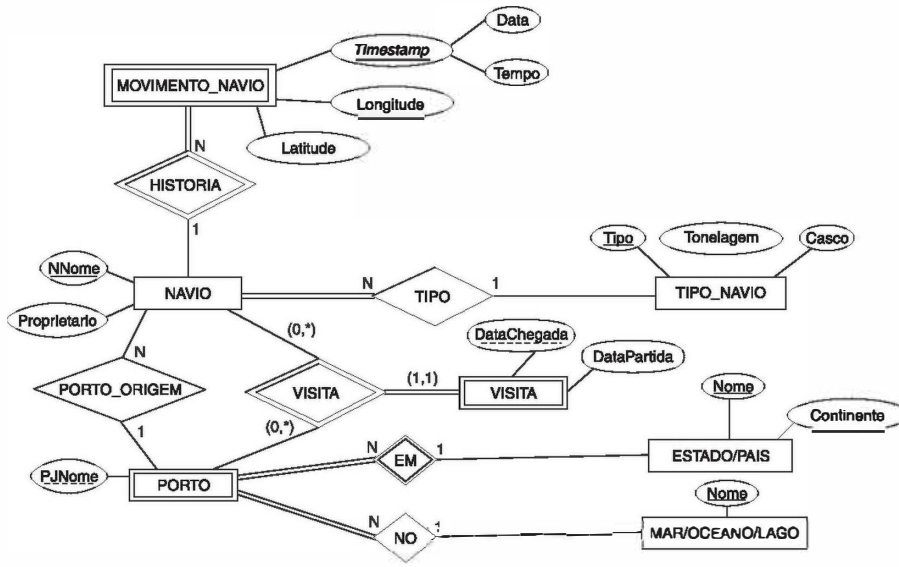


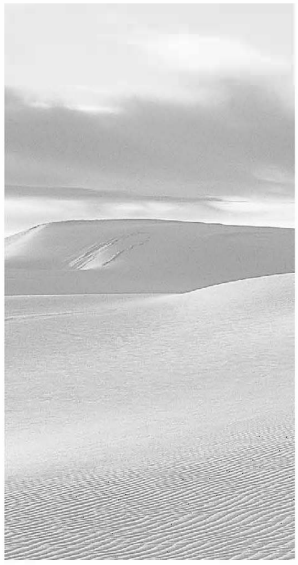
FIGURA 7.7 Um esquema ER para o banco de dados MONITORAMENTO_NAVIO.

7.5. Mapeie o esquema ER BANCO do Exercício 3.23 (mostrado na Figura 3.17) em um esquema relacional. Especifique todas as chaves primárias e estrangeiras. Repita o procedimento para o esquema COMPANHIA AÉREA (Figura 3.16) do Exercício 3.19 e para os demais esquemas dos exercícios 3.16 ao 3.24.

7.6 Mapeie os diagramas EER das figuras 4.10 e 4.17 em esquemas relacionais. Justifique suas escolhas dentre as opções de mapeamento.

Bibliografia Selecionada

O algoritmo de mapeamento ER para o relacional original foi descrito por Chen em seu artigo clássico (Chen, 1976), que apresentou o modelo ER original.



8

SQL-99: Definição de Esquema, Restrições Básicas e Consultas (*Queries*)

A linguagem SQL pode ser considerada uma das maiores razões para o sucesso dos bancos de dados relacionais no mundo comercial. Como se tornou padrão para os bancos relacionais, os usuários têm pouca preocupação ao migrar suas aplicações de banco de dados, originadas por outros tipos de sistemas de banco de dados — por exemplo, em rede e hierárquico —, para o sistema relacional. A razão é que, mesmo que se sintam insatisfeitos com o SGBD relacional que decidiram usar, qualquer que seja, não se espera que a conversão para outro SGBD relacional gere custo e tempo excessivos, uma vez que ambos os sistemas devem seguir os mesmos padrões de linguagem. Na prática, naturalmente, existem muitas diferenças entre os SGBDs relacionais comerciais. Entretanto, se o usuário for diligente e usar somente aquelas funcionalidades que fazem parte do padrão, e se ambos os sistemas suportarem plenamente esse padrão, então a conversão entre os dois sistemas será muito fácil. Outra vantagem de possuir esse padrão é que os usuários podem escrever declarações em um programa aplicativo e podem acessar dados armazenados em dois ou mais SGBDs relacionais, sem ter de alterar a sublinguagem de banco de dados (SQL) em ambos SGBDs.

Este capítulo apresenta as principais funcionalidades do padrão SQL para os SGBDs relacionais *comerciais*, enquanto o Capítulo 5 apresenta os conceitos mais importantes que fundamentam o modelo *formal* de um banco de dados relacional. No Capítulo 6 (seções 6.1 a 6.5), discutimos as operações da *álgebra relacional*, que é muito importante para o entendimento dos tipos de requisitos que podem ser especificados em um banco de dados relacional. Essas operações também são importantes para o processamento e para a otimização de consultas em um SGBD relacional, como será visto nos capítulos 15 e 16. Entretanto, as operações da álgebra relacional são consideradas muito técnicas para a maioria dos usuários dos SGBDs relacionais comerciais, porque uma consulta em álgebra relacional é escrita como uma seqüência de operações que, quando executadas, produzem o resultado desejado. Assim, o usuário precisa especificar como — ou melhor, em *qual ordem* — as operações de uma consulta devem ser executadas. No entanto, a linguagem SQL proporciona uma interface *declarativa* de alto nível, então, o usuário somente especifica *qual* será o resultado, deixando com o SGBD a otimização e a decisão de como, de fato, executar a consulta. Embora a SQL inclua apenas as funcionalidades da álgebra relacional, em grande parte ela tem base no *cálculo relacional de tuplas*, descrito na Seção 6.6. Entretanto, a sintaxe da SQL é mais amigável que qualquer uma das duas linguagens formais.

O nome da **SQL** é derivado de *Structure Query Language* (Linguagem Estruturada de Consulta), e foi chamada inicialmente SEQUEL (*Structured English QUEry Language* — Linguagem de Pesquisa em Inglês Estruturado), sendo projetada e implementada na IBM Research como uma interface para um sistema experimental de um banco de dados relacional chamado SISTEMA R. A SQL é agora a linguagem-padrão para os SGBDs relacionais comerciais. Um esforço conjunto da ANSI (*American National Standards Institute* — Instituto Nacional Americano de Padrões) e da ISO (*International Standards Organization* — Organização Internacional de Padrões) chegou à versão-padrão da SQL (ANSI, 1986), chamada SQL-86 ou SQL1. Uma versão revisada e expandida chamada SQL2 (também conhecida como SQL-92) foi desenvolvida em seguida. A próxima versão do padrão foi originalmente chamada SQL3, mas atualmente é conhecida como SQL-99. Vamos tratar, prioritariamente, da última versão da SQL.

A SQL é uma linguagem de banco de dados abrangente: ela possui comandos para definição de dados, consultas e atualizações. Assim, ela tem ambas as DDL e DML. Além disso, tem funcionalidades para a definição de visões (*views*) no banco de dados, a fim de especificar a segurança e as autorizações para as definições de restrições de integridade e de controles de transação. Ela também possui regras para embutir os comandos SQL em linguagens de programação genérica como Java, COBOL ou C/C++.[1] Discutiremos a maioria desses tópicos nas próximas subseções.

Como a especificação do padrão SQL está em expansão, com mais funcionalidades a cada versão, o último padrão **SQL-99** foi dividido em uma especificação de **núcleo** (*core*) mais **pacotes** (*packages*) opcionais. O núcleo deve ser implementado por todos os vendedores de SGBDs relacionais compatíveis com o padrão. Os pacotes podem ser implementados como módulos opcionais, que podem ser adquiridos independentemente para as aplicações específicas de um banco de dados, como *data minig* (garimpagem de dados), dados espaciais, dados temporais, *data warehousing*, processamento analítico on-line (OLAP), dados multimídia, e assim por diante. Faremos um resumo de alguns desses pacotes no final deste capítulo — e onde mais forem discutidos neste livro.

Como a SQL é muito importante (e muito grande), desenvolvemos dois capítulos para suas funcionalidades básicas. Neste capítulo, a Seção 8.1 descreve os comandos DDL da SQL para a criação de esquemas e tabelas e fornece uma visão geral dos tipos de dados básicos na SQL. A Seção 8.2 apresenta como são especificadas as restrições básicas, como a integridade de chave e referencial. A Seção 8.3 discute os comandos para a modificação de esquemas, tabelas e restrições. A Seção 8.4 descreve os construtores básicos da SQL para a especificação de resultados de consultas, e a Seção 8.5 discorre sobre as funcionalidades mais complexas das consultas SQL, como as funções agregadas e os agrupamentos. A Seção 8.6 descreve os comandos SQL para a inserção, exclusão e atualização de dados. A Seção 8.7 relaciona algumas funcionalidades SQL que serão apresentadas em outros capítulos do livro; essas funcionalidades incluem controle de transações no Capítulo 17, segurança/autorizações no Capítulo 23, banco de dados ativo (gatilhos — *triggers*) no Capítulo 24, funcionalidades de orientação a objetos no Capítulo 22, e funcionalidades OLAP (*OnLine Analytical Processing* — Processamento Analítico On-line) no Capítulo 28. A Seção 8.8 resume o capítulo.

No próximo capítulo, discutiremos os conceitos de visões (*views* — tabelas virtuais), então descreveremos como as restrições mais genéricas podem ser estabelecidas como asserções ou verificações. Em seguida, há uma descrição das diversas técnicas de programação para um banco de dados com SQL.

Para o leitor que desejar uma introdução menos abrangente da SQL, trechos da Seção 8.5 poderão ser pulados.

8.1 Definição de Dados e Tipos de Dados SQL

A SQL usa os termos **tabela**, **linha** e **coluna**, em vez dos termos *relação*, *tupla* e *atributo*, respectivamente, para o modelo relacional formal. Vamos usar os termos correspondentes de modo intercambiável. O principal comando SQL para a definição de dados é o CREATE, que pode ser usado para criar esquemas, tabelas (relações) e domínios [da mesma forma que outros construtores, como visões (*views*), asserções (*assertions*) e gatilhos (*triggers*)]. Antes de descrevermos o importante comando CREATE, vamos discutir os conceitos de esquema e catálogo na Seção 8.1.1 para colocar nossa discussão em perspectiva. A Seção 8.1.2 descreve como as tabelas são criadas, e a Seção 8.1.3 discute os tipos mais importantes disponíveis para a especificação de atributos. Como a especificação SQL é muito extensa, daremos uma descrição das funcionalidades mais importantes. Os detalhes adicionais poderão ser encontrados nos diversos documentos sobre o padrão SQL (notas bibliográficas).

8.1.1 Conceitos de Esquema e Catálogo em SQL

As primeiras versões da SQL não incluíram os conceitos de um esquema de um banco de dados relacional; todas as tabelas (relações) eram consideradas parte do mesmo esquema. O conceito de um esquema SQL foi incorporado a partir da SQL2, de modo a agrupar as tabelas e outros construtores que pertencem à mesma aplicação de um banco de dados. Um **esquema SQL** é identificado por um **nome de esquema** e inclui uma **identificação de autorização,** que indica o usuário ou a conta a qual o esquema pertence, bem como os **descritores** de *cada elemento* do esquema. Os **elementos** de esquema incluem tabela, restrições, visões (*views*), domínios e outros construtores (como concessão de autoridade) que descrevem o esquema. Um esquema é criado via um comando CREATE SCHEMA, que pode incluir todos os elementos de definição do esquema. Alternativamente, o esque-

1 Originalmente, a SQL teve comandos para a criação e exclusão de índices em arquivos que representam as relações, mas foram extintos do padrão SQL já há algum tempo.

ma pode ser definido por um nome e um identificador de autorização, e os elementos podem ser estabelecidos depois. Por exemplo, o comando a seguir cria um esquema chamado EMPRESA, pertencente a um usuário cuja identificação é JSMITH:

CREATE SCHEMA EMPRESA **AUTHORIZATION** JSMITH;

Em geral, nem todos os usuários estão autorizados a criar esquemas e elementos de esquemas. O privilégio para a criação de esquemas, tabelas e outros construtores deve ser explicitamente concedido (*granted*) para as contas de usuários relevantes, para o administrador do sistema ou para o DBA (administrador do banco de dados).

Além do conceito de esquema, a SQL2 usa o conceito de **catálogo** — uma coleção de esquemas em um ambiente SQL que recebe um nome. Um **ambiente** SQL é basicamente uma instalação de um SGBD relacional-padrão SQL em um sistema de computador.[2] Um catálogo sempre contém um esquema especial chamado INFORMATION_SCHEMA, que proporciona as informações sobre todos os esquemas do catálogo e todos os descritores de seus elementos. As restrições de integridade, como a integridade referencial, podem ser definidas entre as relações somente se existirem em esquemas dentro do mesmo catálogo. Os esquemas dentro do mesmo catálogo também podem compartilhar certos elementos, como as definições de domínio.

8.1.2 O Comando CREATE TABLE em SQL

O comando **CREATE TABLE** é usado para especificar uma nova relação, dando-lhe um nome e especificando seus atributos e restrições iniciais. Os atributos são definidos primeiro e, a cada atributo, é dado um nome, um tipo para especificar o domínio de seus valores e alguma restrição de atributo, como NOT NULL (não pode ser vazio). As restrições de chave, a integridade de entidade e a integridade referencial podem ser especificadas dentro do comando CREATE TABLE depois que os atributos forem declarados, ou poderão ser adicionadas depois, usando-se o comando ALTER TABLE (Seção 8.3). A Figura 8.1 mostra um exemplo para a definição dos comandos SQL de criação do esquema do banco de dados relacional apresentado na Figura 5.7.

De maneira geral, o esquema SQL, no qual as relações serão declaradas, está implicitamente definido dentro do ambiente no qual os comandos CREATE TABLE serão executados. Alternativamente, podemos anexar de maneira explícita o nome do esquema ao nome da relação, separados por um ponto. Por exemplo, ao escrever

CREATE TABLE EMPRESA.EMPREGADO . . .

em vez de

CREATE TABLE EMPREGADO . . .

como na Figura 8.1, podemos, explicitamente (em vez de implicitamente), fazer com que a tabela EMPREGADO faça parte do esquema EMPRESA.

As relações declaradas por intermédio dos comandos CREATE TABLE são chamadas **tabelas básicas** (ou relações básicas); isso significa que uma relação e suas tuplas são realmente criadas e armazenadas como um arquivo pelo SGBD. As relações básicas são diferenciadas das **relações virtuais**, criadas pelo comando CREATE VIEW (Seção 9.2), que pode ou não corresponder a um arquivo físico real. Em SQL, os atributos de uma tabela básica são considerados *ordenados na seqüência na qual são especificados* dentro do comando CREATE TABLE. Entretanto, as linhas (tuplas) não são consideradas ordenadas dentro da relação.

8.1.3 Tipos de Dados de Atributos e Domínios em SQL

Os **tipos de dados** básicos para os atributos incluem numéricos, cadeia de caracteres (*string*), cadeia de bits, booleanos, data e horário.

- **Numéricos** — tipos de dados numéricos que englobam os números inteiros de vários tamanhos (INTEIROS ou INT e SMALLINT) e os números ponto flutuante (reais) de várias precisões (FLOAT ou REAL e DOUBLE PRECISION). Os números formatados podem ser declarados pelo uso de DECIMAL (i,j) — ou DEC(i,j) ou NUMERIC(i,j) —, em que i, a *precisão*, é o número total de dígitos decimais, e j, a *escala*, refere-se ao número de dígitos depois do ponto decimal. O *default* para a escala é zero e, para a precisão, é definido na implementação.

---

2 A SQL também inclui o conceito de *cluster* (agrupamento) de catálogos dentro de um mesmo ambiente, mas isso não fica muito claro se muitos níveis de aninhamento forem exigidos na maioria das aplicações.

(a)

```
CREATE TABLE EMPREGADO
        ( FNOME             VARCHAR(15)          NOT NULL ,
          MINICIAL          CHAR ,
          LNOME             VARCHAR(15)          NOT NULL ,
          SSN               CHAR(9)              NOT NULL ,
          DATANASC          DATE
          ENDERECO          VARCHAR(30) ,
          SEXO              CHAR ,
          SALARIO           DECIMAL(10,2) ,
          SUPERSSN          CHAR(9) ,
          DNO               INT                  NOT NULL ,
PRIMARY KEY (SSN) ,
FOREIGN KEY (SUPERSSN) REFERENCES EMPREGADO(SSN) ,
FOREIGN KEY (DNO) REFERENCES DEPARTAMENTO(DNUM) ) ;
CREATE TABLE DEPARTAMENTO
        ( DNOME             VARCHAR(15)          NOT NULL ,
          DNUMERO           INT                  NOT NULL ,
          GERSSN            CHAR(9)              NOT NULL ,
          GERDATAINICIO     DATE ,
PRIMARY KEY (DNUM) ,
UNIQUE (DNOME) ,
FOREIGN KEY (MGRSSN) REFERENCES EMPREGADO(SSN) ) ;
CREATE TABLE DEPT_LOCALIZACOES
        ( DNUM              INT                  NOT NULL ,
          DLOCACAO          VARCHAR(15)          NOT NULL ,
PRIMARY KEY (DNUM, DLOCACAO) ,
FOREIGN KEY (DNUM) REFERENCES DEPARTAMENTO(DNUM) ) ;
CREATE TABLE PROJETO
        ( PNOME             VARCHAR(15)          NOT NULL ,
          PNUMERO           INT                  NOT NULL ,
          PLOCALIZACAO      VARCHAR(15) ,
          DNUM              INT                  NOT NULL ,
PRIMARY KEY (PNUM) ,
UNIQUE (PNOME) ,
FOREIGN KEY (DNU) REFERENCES DEPARTAMENTO(DNUM) ) ;
CREATE TABLE TRABALHA_EM
        ( ESSN              CHAR(9)              NOT NULL ,
          PNO               INT                  NOT NULL ,
          HORAS             DECIMAL(3,1)         NOT NULL ,
PRIMARY KEY (ESSN, PNO) ,
FOREIGN KEY (ESSN) REFERENCES EMPREGADO(SSN) ,
FOREIGN KEY (PNO) REFERENCES PROJETO(PNUM) ) ;
CREATE TABLE DEPENDENTE
        ( ESSN              CHAR(9)              NOT NULL ,
          DEPENDENT_NAME    VARCHAR(15)          NOT NULL ,
          SEX               CHAR ,
          DATANASC          DATE ,
          PARENTESCO        VARCHAR(8) ,
PRIMARY KEY (ESSN, DEPENDENTE_NOME) ,
FOREIGN KEY (ESSN) REFERENCES EMPREGADO(SSN) ) ;
```

FIGURA 8.1 Comandos de definição de dados SQL CREATE TABLE para a definição do esquema EMPRESA da Figura 5.7

- **Cadeia de caracteres** — os tipos de dados cadeia de caracteres ou têm tamanho fixo — CHAR(n) ou CHARACTER(n), em que n é o número de caracteres — ou têm tamanho variável — VARCHAR(n) ou CHAR VARYNG ou CHARACTER VARYING (n), em que n é o número máximo de caracteres. Quando se especifica um valor cadeia de caractere literal, este deve ser colocado entre os pares de aspas simples (apóstrofos) e é *case sensitive* (é feita a distinção entre as letras maiúsculas e minúsculas).[3] Para as cadeias de tamanho fixo, uma cadeia menor é acoplada aos caracteres brancos à direita. Por exemplo, se o valor 'Smith ' for conferido a um atributo tipo CHAR(10), ele terá acoplado cinco caracteres brancos para se tornar 'Smith' conforme necessário. Os brancos acoplados são normalmente ignorados quando as cadeias são comparadas. Para fins de comparação, as cadeias de caracteres são consideradas ordenadas alfabeticamente (ou lexicograficamente); se uma cadeia *str1* aparece antes de uma cadeia *str2* em ordem alfabética, então o *str1* é considerado menor que o *str2*.[4] Existe também a concatenação de operadores denotada por | | (barras verticais duplas), que podem concatenar duas cadeias em SQL. Por exemplo, 'abc' | | 'XYZ' resulta na cadeia única 'abcXYZ'.
- **Bit-string** (cadeia de bits) — são os tipos de dados *bit-string* ou de tamanho fixo n — BIT(n) — ou têm tamanho variável — BIT VARYING(n) — em que n é o número máximo de bits. O *default* para n, o tamanho para uma cadeia de caracteres ou *bit-string*, é 1. Os *bit-strings* literais são colocados entre aspas simples, mas precedidos por B para distingui-los das cadeias de caracteres; por exemplo, B'10101'.[5]
- **Booleano** — um tipo de dados booleano possui os valores tradicionais de TRUE (verdadeiro) ou FALSE (falso). Em SQL, em virtude da presença dos valores NULL, são usados três valores lógicos, assim, um terceiro valor possível para o tipo de dado booleano é UNKNOWN (desconhecido). Discutiremos a necessidade dos valores UNKNOWN e esse terceiro valor lógico na Seção 8.5.1.
- ***Date*** e ***time*** — os novos tipos de dados ***date*** (data) e ***time*** (horário) foram acrescidos à SQL2. O tipo de dado DATE contém dez posições e seus componentes são YEAR (ano), MONTH (mês) e DAY (dia) no formato YYYY-MM-DD. O tipo de dado TIME tem, no mínimo, oito posições, com os componentes HOUR (hora), MINUTE (minuto) e SECOND (segundo) no formato HH:MM:SS. Somente datas e horários nos formatos permitidos podem ser implementados na SQL. A comparação < (menor que) pode ser usada com datas ou horários — uma data *anterior* é considerada menor que uma data posterior, e de modo similar são tratados os horários. Os valores literais são representados por cadeias de caracteres entre aspas simples precedidas das palavras-chave DATE ou TIME; por exemplo, DATE '2002-09-27' ou TIME '09:12:47'. Além disso, um tipo de dado TIME(i), em que i é chamado *precisão de tempo em fração de segundos*, especifica $i + 1$ posições adicionais para TIME — uma posição para um caractere separador adicional e i posições para a especificação de frações decimais de um segundo. Um tipo de dado TIME WITH TIME ZONE insere seis posições adicionais para a *especificação* do *default* universal zona de tempo, que compreende o intervalo +13:00 a –12:59 em unidades de HOURS:MINUTES. Se não for incluído o WITH TIME ZONE, o *default* é o horário local para a sessão SQL.
- ***Timestamp*** — um tipo de dados TIMESTAMP engloba os campos DATE e TIME, mais um mínimo de seis posições para frações decimais de segundos e uma qualificação opcional WITH TIME ZONE. Os valores literais são representados por cadeias entre aspas simples precedidas da palavra-chave TIMESTAMP, com um espaço em branco entre data e horário; por exemplo, TIMESTAMP '2002-09-27 09:12:47 648302'.
- **Interval** — outro tipo de dado relacionado a DATE, TIME e TIMESTAMP é o tipo de dado INTERVAL, que especifica um **intervalo** — um *valor relativo* que pode ser utilizado para incrementar ou decrementar um valor absoluto de data, horário ou *timestamp*. Os valores *intervals* são qualificados para ser intervalos YEAR/MONTH (ano/mês) ou para intervalos DAY/TIME (dia/hora).
- Os formatos DATE, TIME e TIMESTAMP podem ser considerados um tipo especial de cadeias de caracteres. Assim, podem, de modo geral, ser usados em comparações quando **lançados (forçados** ou convertidos) em cadeias equivalentes.

É possível especificar o tipo de dado de cada atributo diretamente, como na Figura 8.1, porém, um domínio pode ser declarado e o nome do domínio usado com a especificação do atributo. Isso torna mais fácil a troca do tipo de dado para um domínio, que é usado por muitos atributos em um esquema, além de melhorar a legibilidade do esquema. Por exemplo, podemos criar um domínio TIPO_SSN por meio do seguinte comando:

CREATE DOMAIN TIPO_SSN **AS** CHAR(9);

---

3 Esse não é o caso das palavras-chave SQL, como CREATE ou CHAR. As palavras-chave SQL não são *case sensitive*; a SQL trata as maiúsculas e as minúsculas de modo equivalente.

4 Para os caracteres não-alfabéticos existe uma ordem definida.

5 O *bit strings*, cujo tamanho é um múltiplo de quatro, também pode ser especificado em notação *hexadecimal*, com a cadeia literal precedida por X e cada caractere hexadecimal representando quatro bits.

Podemos usar TIPO_SSN no lugar de CHAR(9), na Figura 8.1, para os atributos SSN e SUPERSSN de EMPREGADO, GERSSN de DEPARTAMENTO, ESSN de TRABALHA_EM, e ESSN de DEPENDENTE. Um domínio também pode ter uma especificação *default* opcional por meio da cláusula DEFAULT, como discutiremos, mais tarde, em atributos.

8.2 Especificando as Restrições Básicas em SQL

Discutiremos agora as restrições básicas que podem ser definidas na SQL como parte da criação de uma tabela. Elas englobam as restrições de chave e referencial, bem como as restrições de domínio de atributo e NULLs, e as restrições para as tuplas individuais dentro de uma relação. Apresentaremos a especificação de restrições mais gerais, chamadas asserções, na Seção 9.1.

8.2.1 Especificando as Restrições de Atributo e Padrões (*default*) de Atributos

Como a SQL permite NULLs como valores de atributos, uma *restrição* NOT NULL pode ser especificada se o NULL não for permitido para um dado atributo. Essa restrição está sempre implícita para os atributos que são designados como *chaves primárias* de cada relação, mas pode ser especificada para qualquer outro atributo cujos valores exigirem preenchimento diferente de NULL, como mostrado na Figura 8.1.

É também possível definir um *valor default* para um atributo por meio da adição da cláusula **DEFAULT**<valor> na definição de um atributo. O valor *default* será inserido em qualquer nova tupla, caso não seja proporcionado nenhum valor explícito para esse atributo. A Figura 8.2 ilustra um exemplo para a especificação de um gerente *default* para um novo departamento, e de um departamento *default* para um novo empregado. Se não for especificada nenhuma cláusula *default*, o *valor default* será NULL para os atributos *que não tiverem* uma restrição NOT NULL.

Outro tipo de restrição pode limitar os valores do atributo ou de seu domínio pelo uso da cláusula **CHECK**, seguida da definição do atributo ou do domínio.[6] Por exemplo, suponha que os números do departamento estejam restritos aos números inteiros entre 1 e 20; então podemos alterar a declaração do atributo DNUMERO na tabela DEPARTAMENTO (Figura 8.1) conforme segue:

```
DNUMERO INT NOT NULL CHECK (DNUMERO > 0 AND DNUMERO < 21);
```

A cláusula CHECK também pode ser usada em conjunto com o comando CREATE DOMAIN. Por exemplo, podemos escrever o seguinte comando:

```
CREATE DOMAIN D_NUM AS INTEGER CHECK
(D_NUM > 0 AND D_NUM < 21);
```

Podemos usar, então, o domínio criado D_NUM como o tipo atributo para todos os atributos que se referirem aos números do departamento da Figura 8.1, como DNUMERO de DEPARTAMENTO, DNUM de PROJETO, DNO de EMPREGADO, e assim por diante.

8.2.2 Especificando as Restrições de Chave e de Integridade Referencial

Como as restrições de chave e de integridade referencial são muito importantes, existem cláusulas especiais dentro do comando CREATE TABLE para especificá-las. A Figura 8.1 mostra alguns exemplos para ilustrar a especificação das chaves e da integridade referencial.[7]

A cláusula **PRIMARY KEY** especifica um ou mais atributos que definem a chave primária da relação. Se a chave primária tiver um atributo *único*, a cláusula pode seguir o atributo diretamente. Por exemplo, a chave primária de DEPARTAMENTO poderia ser especificada como segue (como alternativa ao modo especificado na Figura 8.1):

```
DNUMERO INT PRIMARY KEY;
```

A cláusula **UNIQUE** define as chaves alternativas (secundárias), como ilustrado na declaração das tabelas DEPARTAMENTO e PROJETO na Figura 8.1.

A integridade referencial é especificada pela cláusula **FOREIGN KEY** (chave estrangeira), como mostra a Figura 8.1. Como discutimos na Seção 5.2.4, uma restrição de integridade referencial pode ser violada quando as tuplas são inseridas ou

6 A cláusula CHECK também pode ser usada para outras finalidades, conforme veremos.

7 As restrições de chave e de integridade referencial não existiam nas primeiras versões da SQL. Em algumas implementações mais antigas, as chaves eram especificadas implicitamente, no nível interno, via comando CREATE INDEX.

deletadas, ou quando os valores dos atributos referentes à chave estrangeira ou à chave primária forem modificados. A ação-padrão da SQL, quando há uma violação de integridade, é **rejeitar** a operação de atualização que iria causar a violação. No entanto, o projetista do esquema pode especificar uma ação alternativa, caso uma restrição de integridade seja violada, por meio da anexação de uma cláusula **ação referencial engatilhada** (*referential triggered action*) em uma restrição de chave estrangeira. As opções incluem SET NULL, CASCADE e SET DEFAULT. Uma dessas opções deve ser escolhida com ON DELETE ou ON UPDATE. Na Figura 8.2, ilustramos esse procedimento nos exemplos apresentados. Ali, o projetista do banco de dados optou por SET NULL ON DELETE (na exclusão, marcar nulo) e CASCADE ON UPDATE (na atualização, propagar) para as chaves estrangeiras SUPERSSN de EMPREGADO. Isso significa que, se uma tupla de um empregado supervisor for *deletada*, o valor para SUPERSSN será automaticamente marcado com NULL em todas as tuplas de empregados que fizerem referência à tupla supervisor que foi excluída. Porém, se um valor SSN para um empregado supervisor for *atualizada* (digamos, porque esse valor foi registrado incorretamente), o novo valor é *propagado* (*cascaded*) para o SUPERSSN de todas as tuplas de empregados que fizerem referência à tupla empregado atualizada.

```
CREATE TABLE EMPREGADO
        ( . . . ,
          DNO          INT     NOT NULL     DEFAULT 1,
        CONSTRAINT EMPPK
          PRIMARY KEY (SSN) ,
        CONSTRAINT EMPSUPERFK
          FOREIGN KEY (SUPERSSN) REFERENCES EMPREGADO(SSN)
                       ON DELETE SET NULL ON UPDATE CASCADE ,
        CONSTRAINT EMPDEPTFK
          FOREIGN KEY (DNO) REFERENCES DEPARTAMENTO(DNUMERO)
                       ON DELETE SET DEFAULT ON UPDATE CASCADE );

CREATE TABLE DEPARTAMENTO
        ( . . . ,
          GERSSN CHAR(9) NOT NULL DEFAULT '888665555' ,
          . . . ,
          CONSTRAINT DEPTPK
            PRIMARY KEY (DNUMERO) ,
          CONSTRAINT DEPTSK
            UNIQUE (DNOME),
          CONSTRAINT DEPTMGRFK
            FOREIGN KEY (GERSSN) REFERENCES EMPREGADO(SSN)
                 ON DELETE SET DEFAULT ON UPDATE CASCADE );

CREATE TABLE DEP_LOCALIZACOES
        ( . . . ,
          PRIMARY KEY (DNUMERO, DLOCALIZACAO),
          FOREIGN KEY (DNUMERO) REFERENCES DEPARTAMENTO(DNUMERO)
          ON DELETE CASCADE ON UPDATE CASCADE ) ;
```

FIGURA 8.2 Exemplo ilustrando como os valores do atributo *default* e as ações referenciais engatilhadas são especificados em SQL.

Em geral, a ação do SGBD para SET NULL ou SET DEFAULT é a mesma, tanto para ON DELETE quanto para ON UPDATE: o valor que afeta o valor do atributo referido receberá o valor NULL para SET NULL, ou receberá o valor definido como *default* para SET DEFAULT. A ação para CASCADE ON DELETE é excluir todas as tuplas referidas, enquanto a ação para CASCADE ON UPDATE é trocar os valores da chave estrangeira de todas as tuplas pelo valor atualizado (novo) da chave primária à qual faz referência. É responsabilidade do projetista do banco de dados escolher a ação apropriada para a especificação no esquema do banco de dados. Como regra, a opção CASCADE é apropriada para as relações de 'relacionamento' (Seção 7.1), como TRABALHA_EM; para relações que representam atributos multivalorados, como DEP_LOCALIZACOES, e para relações que representam tipos entidades fracas, como DEPENDENTE.

8.2.3 Denominando as Restrições

A Figura 8.2 também ilustra como uma restrição pode ser **nomeada** após a palavra **CONSTRAINT**. O nome de cada uma das restrições de um esquema em particular deve ser único. O nome da restrição é usado para identificar uma restrição em particular, caso essa restrição tenha de ser eliminada posteriormente e redefinida como outra restrição, como discutiremos na Seção 8.3. Nomear uma restrição é opcional.

8.2.4 Especificando as Restrições em Tuplas Usando CHECK (Checar)

Além das restrições de chave e referencial, que são especificadas por palavras-chave especiais, outras restrições podem ser definidas pela cláusula adicional CHECK no final da declaração CREATE TABLE. Podemos chamar esse procedimento de restrição com **base em tupla**, pois se aplica a cada tupla, *individualmente*, e será verificada sempre que uma tupla for inserida ou modificada. Por exemplo, suponha que a tabela DEPARTAMENTO, da Figura 8.1, tenha um atributo adicional DEP_CRIA_DATA que armazena a data de criação do departamento. Poderíamos adicionar a cláusula CHECK, no final da declaração CREATE TABLE, da tabela DEPARTAMENTO para ter certeza de que a data da nomeação de seu gerente é posterior à data de criação do departamento:

CHECK (DEP_CRIA_DATA < GERDATAINICIO);

Na declaração CREATE ASSERTION da SQL, a cláusula CHECK pode ser usada também para especificar as restrições mais genéricas. Discutiremos esse assunto na Seção 9.1, dado que, para isso, é necessário utilizar todo o potencial das consultas (*queries*), objeto de discussão das seções 8.4 e 8.5.

8.3 Comandos para as Alterações de Esquemas SQL

Nesta seção daremos uma visão geral dos **comandos para evolução de um esquema,** disponíveis em SQL, que podem ser usados para alterar um esquema por intermédio da adição ou da eliminação de tabelas, atributos, restrições e outros elementos de esquema.

8.3.1 O Comando DROP (eliminar)

O comando DROP pode ser usado para eliminar os elementos de esquemas *nomeados*, como tabelas, domínios ou restrições. Pode, também, eliminar o esquema propriamente dito. Por exemplo, se um esquema não for mais necessário, o comando DROP SCHEMA pode ser utilizado. Há duas opções de *comportamento* para o comando *drop*: CASCADE e RESTRICT. Por exemplo, para remover o esquema EMPRESA com todas as suas tabelas, domínios e outros elementos, a opção CASCADE deve ser usada conforme segue:

DROP SCHEMA EMPRESA **CASCADE;**

Se for usada a opção RESTRICT em vez de CASCADE, o esquema é eliminado somente se não contiver *nenhum elemento*, caso contrário, o comando DROP não será executado.

Se uma relação básica não é mais necessária em um esquema, essa relação e suas especificações poderão ser eliminadas por meio do comando DROP TABLE. Por exemplo, se não desejarmos mais manter os dados dos dependentes dos empregados no banco de dados EMPRESA da Figura 8.1, poderíamos nos livrar da relação DEPENDENTE emitindo o seguinte comando:

DROP TABLE DEPENDENTE **CASCADE;**

Se for escolhida a opção RESTRICT em vez de CASCADE, a tabela será eliminada somente se *não for referência* em nenhuma restrição (por exemplo, em definições de chaves estrangeiras de outras relações) ou visões (*views* — Seção 9.2). Com a opção CASCADE, todas as restrições e as visões que fizerem referência à tabela serão automaticamente eliminadas do esquema, bem como a tabela propriamente dita.

O comando DROP também pode ser usado para eliminar outros tipos de elementos que possuam nomes, como restrições e domínios.

8.3.2 O Comando ALTER

As definições de uma tabela básica ou de outros elementos do esquema que possuírem denominação poderão ser alteradas pelo comando ALTER. Para as tabelas básicas, as *ações de alteração* possíveis compreendem: adicionar ou eliminar uma coluna (atributo), alterar a definição de uma coluna e adicionar ou eliminar restrições na tabela. Por exemplo, para adicionar um atributo de modo a armazenar as funções exercidas pelos empregados na relação básica EMPREGADO do esquema EMPRESA, podemos usar o comando:

ALTER TABLE EMPRESA.EMPREGADO **ADD** FUNCAO VARCHAR(12);

Deveríamos, então, entrar com um valor para o novo atributo FUNCAO de cada tupla de EMPREGADO. Isso pode ser feito pela especificação da cláusula *default* ou por meio do comando UPDATE (Seção 8.6). Se não for especificada nenhuma cláusula *default*, o novo atributo conterá NULLs, imediatamente após a execução do comando, em todas as tuplas da relação; logo, a restrição NOT NULL *não é permitida* nesse caso.

Para eliminar uma coluna, devemos optar por CASCADE ou RESTRICT em termos de comportamento para a eliminação. Se for escolhida a opção CASCADE, todas as restrições e as visões que fizerem referência a essa coluna serão automaticamente eliminadas do esquema, bem como a coluna em questão. Se for escolhida RESTRICT, o comando será bem-sucedido somente se nenhuma visão ou restrição (ou outros elementos) fizerem referência à coluna. Por exemplo, o seguinte comando remove o atributo ENDERECO da tabela básica EMPREGADO:

ALTER TABLE EMPRESA.EMPREGADO **DROP** ENDERECO **CASCADE;**

Também é possível alterar uma definição de coluna eliminando uma cláusula *default* existente ou definindo uma nova cláusula *default*. Os exemplos a seguir ilustram essas cláusulas:

ALTER TABLE EMPRESA.EMPREGADO **ALTER** GERSSN **DROP DEFAULT;**

ALTER TABLE EMPRESA.EMPREGADO **ALTER** GERSSN **SET DEFAULT** "333445555";

Podem ser modificadas, ainda, as restrições especificadas em uma tabela adicionando ou eliminando uma restrição. Para ser eliminada, uma restrição precisa ter recebido um nome quando foi especificada. Por exemplo, para eliminar a restrição denominada EMPSUPERFK, da Figura 8.2, especificada na relação EMPREGADO, escrevemos:

ALTER TABLE EMPRESA.EMPREGADO
DROP CONSTRAINT EMPSUPERFK **CASCADE;**

Uma vez feito isso, poderemos redefinir, se necessário, uma restrição substituta adicionando-a à relação. Isso pode ser feito pela palavra-chave ADD, no comando ALTER TABLE, seguida da nova restrição, que pode, ou não, receber um nome, podendo ser qualquer um dos tipos de restrições de tabelas já discutidos.

As subseções precedentes deram uma visão geral dos comandos para a evolução de esquema na SQL. Existem muitos outros detalhes e opções, e sugerimos ao leitor interessado uma lista de documentos SQL nas notas bibliográficas. As duas próximas seções discutem as potencialidades das consultas SQL.

8.4 Consultas SQL Básicas

A SQL possui um comando básico para a recuperação de informações de um banco de dados: o comando **SELECT**. O comando SELECT *não tem nenhuma relação* com a operação SELECT da álgebra relacional, que foi discutida no Capítulo 6. Existem diversas opções e variações do comando SELECT na SQL, assim, vamos introduzindo gradualmente suas funcionalidades. Usaremos o esquema da Figura 5.5 para os exemplos de consultas, e vamos fazer referência ao exemplo de estado desse banco de dados, apresentado na Figura 5.6, para mostrar os resultados de alguns dos exemplos de consultas.

Antes de prosseguir, precisamos expor uma importante distinção entre a SQL e o modelo relacional formal discutido no Capítulo 5: a SQL permite que uma tabela (relação) tenha duas ou mais tuplas idênticas em todos os valores de seus atributos. Logo, em geral, uma tabela SQL não é um *conjunto de tuplas* porque esse conjunto não permitiria dois membros idênticos; isso seria um **multiconjunto** (*multiset*, algumas vezes chamado *bag*) de tuplas. Algumas relações SQL são *restritas a conjuntos*, caso uma restrição de chave tenha sido declarada ou uma opção DISTINCT tenha sido usada no comando SELECT (descrito no final desta seção). Devemos estar cientes dessa distinção, como dicutiremos nos exemplos.

8.4.1 A Estrutura SELECT-FROM-WHERE das Consultas Básicas

As consultas em SQL podem ser muito complexas. Começaremos com as consultas mais simples e, progressivamente, chegaremos às mais complexas, passo a passo. O formato básico da declaração SELECT, algumas vezes chamada **mapeamento** ou **bloco select-from-where**, é composto por três cláusulas: SELECT, FROM e WHERE, e tem a seguinte forma:

```
SELECT   <lista de atributos>
FROM     <lista de tabelas>
WHERE    <condicao>;
```

em que

- <lista de atributos> é uma lista dos nomes dos atributos cujos valores serão recuperados pela consulta.
- <lista de tabelas> é uma lista dos nomes das relações necessárias para o processamento da consulta.
- <condicao> é uma expressão condicional (booleana) que identifica as tuplas que serão recuperadas pela consulta.

Em SQL, os operadores lógicos básicos de comparação usados para confrontar os valores entre os atributos e constantes são: =, <, <=, >, >= e <>. Esses operadores correspondem aos da álgebra relacional =, <, ≤, >, ≥ e ≠, respectivamente; e com os operadores =, <, <=, >, > = e != da linguagem de programação C/C++. A principal diferença está no operador da desigualdade (*not equal*). Em SQL há diversos operadores de comparação adicionais que vamos apresentar gradualmente, conforme necessário.

Ilustraremos agora o comando básico SELECT em SQL com alguns exemplos de consultas. As consultas foram rotuladas, aqui, com o mesmo número com que aparecem no Capítulo 6, para facilitar o cruzamento de referências.

Consulta 0

Recupere o aniversário e o endereço do(s) empregado(s) cujo nome seja 'John B. Smith'.

```
Q0: SELECT DATANASC, ENDERECO
    FROM   EMPREGADO
    WHERE  PNOME='John' AND MINICIAL='B' AND UNOME='Smith';
```

Essa consulta envolve somente a relação EMPREGADO relacionada na cláusula FROM. A consulta *seleciona* as tuplas de EMPREGADO que satisfazem a condição da cláusula WHERE, então *projeta* o resultado dos atributos DATANASC e ENDERECO relacionados na cláusula SELECT. Q0 é similar à seguinte expressão da álgebra relacional, exceto pelas repetições (de tuplas) que, se houver, poderiam *não* ser eliminadas:

$$\pi_{\text{DATANASC, ENDERECO}}(\sigma_{\text{PNOME='John' AND MINICIAL='B' AND UNOME='Smith'}}(\text{EMPREGADO}))$$

Logo, uma consulta SQL, com apenas um nome de relação na cláusula FROM, é similar a um par de operações SELECT-PROJECT da álgebra relacional. A cláusula SELECT da SQL especifica os *atributos para a projeção*, e a cláusula WHERE especifica a *condição de seleção*. A única diferença é que, em uma consulta SQL, podemos obter tuplas repetidas no resultado, uma vez que a restrição de que uma relação seja um conjunto não é incorporada. A Figura 8.3a mostra o resultado da consulta Q0 no banco de dados da Figura 5.6.

A consulta Q0 é similar também à seguinte expressão do cálculo relacional de tupla, exceto pelas repetições que, se houver, poderiam *não* ser eliminadas em uma consulta SQL:

$$\text{Q0: } \{t.\text{DATANASC}, t.\text{ENDERECO} \mid \text{EMPREGADO}(t) \text{ AND } t.\text{PNOME='John' AND } t.\text{MINICIAL='B' AND } t.\text{UNOME='Smith'}\}$$

Assim, podemos pensar em uma variável de tupla implícita, dentro de um intervalo da consulta SQL, sobre cada tupla da tabela EMPREGADO, e evoluir a condição para a cláusula WHERE. Somente aquelas tuplas que satisfizerem a condição — isto é, aquelas para as quais a condição for VERDADEIRA, depois de substituídos os valores correspondentes de seus atributos — serão selecionadas.

Consulta 1

Recupere o nome e o endereço de todos os empregados que trabalham no departamento 'Pesquisa'.

```
Q1: SELECT PNOME, UNOME, ENDERECO
    FROM   EMPREGADO, DEPARTAMENTO
    WHERE  DNOME='Pesquisa' AND DNUMERO=DNO;
```

A Consulta Q1 é similar à seqüência das operações SELECT-PROJECT-JOIN da álgebra relacional. Essas consultas são freqüentemente chamadas **consultas select-project-join**. Na cláusula WHERE de Q1, a condição DNOME = 'Pesquisa' é a **condição de seleção** e corresponde à operação SELECT da álgebra relacional. A condição DNUMERO = DNO é a **condição de junção** (***join condition***), que corresponde à condição de junção (JOIN) da álgebra relacional. O resultado da consulta Q1 é apresentado na Figura 8.3b. Em geral, pode ser especificado qualquer número de condições de seleção e junção em uma única consulta SQL. O próximo exemplo é uma consulta *select-project-join* com *duas* condições de junção.

Consulta 2

Para cada projeto localizado em '*Stafford*', relacione o número do projeto, o número do departamento responsável e o último nome do gerente do departamento, seu endereço e sua data de aniversário.

```
Q2: SELECT PNUMERO, DNUM, UNOME, ENDERECO, DATANASC
    FROM   PROJETO, DEPARTAMENTO, EMPREGADO
    WHERE  DNUM=DNUMERO AND GERSSN=SSN AND
           PLOCALIZACAO='Stafford';
```

A condição de junção DNUM = DNUMERO relaciona um projeto a seu departamento de controle, enquanto a condição de junção GERSSN = SSN relaciona o departamento de controle com o empregado que administra esse departamento. A Figura 8.3c apresenta o resultado da consulta Q2.

(a)

DATANASC	ENDERECO
1965-01-09	731 Fondren, Houston, TX

(b)

PNOME	LNOME	ENDERECO
John	Smith	731 Fondren, Houston, TX
Franklin	Wong	638 Voss, Houston, TX
Ramesh	Narayan	975 Fire Oak, Humble, TX
Joyce	English	5631 Rice, Houston, TX

(c)

PNUMERO	DNUM	LNOME	ENDERECO	DATANASC
10	4	Wallace	291 Berry, Bellaire, TX	1941-06-20
30	4	Wallace	291 Berry, Bellaire, TX	1941-06-20

(d)

E.PNOME	E.UNOME	S.PNOME	S.UNOME
John	Smith	Franklin	Wong
Franklin	Wong	James	Borg
Alicia	Zelaya	Jennifer	Wallace
Jennifer	Wallace	James	Borg
Ramesh	Narayan	Franklin	Wong
Joyce	English	Franklin	Wong
Ahmad	Jabbar	Jennifer	Wallace

(e)

SSN
123456789
333445555
999887777
987654321
666884444
453453453
987987987
888665555

(f)

SSN	DNOME
123456789	Pesquisa
333445555	Pesquisa
999887777	Pesquisa
987654321	Pesquisa
666884444	Pesquisa
453453453	Pesquisa
987987987	Pesquisa
888665555	Pesquisa
123456789	Administração
333445555	Administração
999887777	Administração
987654321	Administração
666884444	Administração
453453453	Administração
987987987	Administração
888665555	Administração
123456789	Sede Administrativa
333445555	Sede Administrativa
999887777	Sede Administrativa
987654321	Sede Administrativa
666884444	Sede Administrativa
453453453	Sede Administrativa
987987987	Sede Administrativa
888665555	Sede Administrativa

(g)

PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
John	B	Smith	123456789	1965-09-01	731 Fondren, Houston, TX	M	30000	333445555	5
Franklin	T	Wong	333445555	1955-12-08	638 Voss, Houston, TX	M	40000	888665555	5
Ramesh	K	Narayan	666884444	1962-09-15	975 Fire Oak, Humble, TX	M	38000	333445555	5
Joyce	A	English	453453453	1972-07-31	5631 Rice, Houston, TX	F	25000	333445555	5

FIGURA 8.3 Resultado das consultas SQL, quando aplicadas ao banco de dados EMPRESA, no estado, mostrado na Figura 5.6. (a) Q0. (b) Q1. (c) Q2. (d) Q8. (e) Q9. (f) Q10. (g) Q1C.

8.4.2 Nomes de Atributos Ambíguos, *Aliases* (Pseudônimos) e Variáveis de Tuplas

Em SQL, um mesmo nome pode ser usado para dois (ou mais) atributos desde que esses atributos estejam em *relações diferentes*. Se esse é o caso e se uma consulta se refere a dois ou mais atributos com o mesmo nome, é preciso **qualificar** o nome do atributo com o nome da relação, de modo a prevenir ambigüidade. Isso é feito por meio da *prefixação* do nome da relação ao nome do atributo, separados por um ponto. Para ilustrar, suponha que os atributos DNO e UNOME da relação EMPREGADO, nas figuras 5.5 e 5.6, fossem chamados DNUMERO e NOME, e que o atributo DNOME de DEPARTAMENTO também fosse chamado NOME; então, para prevenir ambigüidade, a consulta Q1 deveria ser refeita, como mostrado na Q1A. Precisaríamos prefixar os atributos NOME e DNUMERO em Q1A para especificar a qual deles estamos fazendo referência, uma vez que os mesmos nomes de atributos são usados em ambas as relações:

```
Q1A: SELECT  PNOME, EMPREGADO.NOME, ENDERECO
     FROM    EMPREGADO, DEPARTAMENTO
     WHERE   DEPARTAMENTO.NOME='Pesquisa' AND
             DEPARTAMENTO.DNUMERO=EMPREGADO.DNUMERO;
```

A ambigüidade também pode ser originada no caso de consultas que se referem duas vezes à mesma relação, como no exemplo seguinte.

Consulta 8

Para cada empregado, recupere o primeiro e o último nome do empregado e o primeiro e o último nome de seu superior imediato.

```
Q8: SELECT E.PNOME, E.UNOME, S.PNOME, S.UNOME
    FROM   EMPREGADO AS E, EMPREGADO AS S
    WHERE  E.SUPERSSN=S.SSN;
```

Nesse caso, podemos declarar nomes alternativos E e S, chamados **aliases** (pseudônimos) ou **variáveis de tuplas**, para a relação EMPREGADO. Um *alias* pode seguir a palavra-chave AS, como mostrado em Q8, ou pode seguir diretamente o nome da relação — por exemplo, escrevendo EMPREGADO E, EMPREGADO S na cláusula FROM de Q8. Também é possível usar pseudônimos para os atributos da relação dentro de uma consulta SQL por intermédio de *aliases*. Por exemplo, se escrevermos

```
EMPREGADO AS E(PN, MI, UN, SSN, DT, END, SEX, SAL, SSSN, DNO)
```

na cláusula FROM, PN se torna pseudônimo de PNOME, MI de MINICIAL, UN de UNOME, e assim por diante.

Em Q8 podemos imaginar que E e S são duas *cópias diferentes* da relação EMPREGADO; a primeira, E, representa os empregados no papel de supervisionados; a segunda, S, representa os empregados no papel de supervisores. Podemos, agora, juntar as duas cópias. Naturalmente, na verdade há *apenas uma* relação EMPREGADO, e a condição de junção compõe a relação com ela mesma por meio da paridade, entre as tuplas, na condição de junção E.SUPERSSN=S.SSN. Note que esse é um exemplo de consulta com recursividade nível um, conforme discutimos na Seção 6.4.2. Nas primeiras versões da SQL, bem como na álgebra relacional, não era possível especificar, em um único comando SQL, uma consulta recursiva geral com um número desconhecido de níveis. Foi incorporado um construtor para a especificação de consultas recursivas na SQL-99, conforme descrito no Capítulo 22.

A Figura 8.3d mostra o resultado da Q8. Sempre que houver em uma relação de um ou mais *aliases* especificados, poderemos usar esses nomes para representar diferentes referências para essa relação. Isso permite referências múltiplas para uma mesma relação dentro de uma consulta. Observe que, se quisermos, poderemos usar esse mecanismo de atribuição de pseudônimos (*alias*) em qualquer consulta SQL, na especificação de variáveis de tuplas para qualquer tabela na cláusula WHERE, precisando ou não fazer referência mais de uma vez à mesma relação. De fato, essa prática é recomendada, uma vez que acaba por facilitar a compreensão de uma consulta. Por exemplo, poderíamos formular a consulta Q1A como em Q1B:

```
Q1B: SELECT E.PNOME, E.NOME, E.ENDERECO
     FROM   EMPREGADO E, DEPARTAMENTO D
     WHERE  D.NOME='Pesquisa' AND D.DNUMERO=E.DNUMERO;
```

Se especificarmos as variáveis de tupla para todas as tabelas na cláusula WHERE, uma consulta *select-project-join* em SQL reconstruirá, de forma muito parecida, a expressão correspondente no cálculo relacional de tupla (exceto pela eliminação das repetições). Por exemplo, compare Q1B com a seguinte expressão de cálculo relacional de tupla:

```
Q1: { e.PNOME, e.UNOME, e.ENDERECO | EMPREGADO (e) AND (∃d)
```

(DEPARTAMENTO(d) **AND** d.DNOME='Pesquisa' **AND** d.DNUMERO=e.DNO) }

Observe que a principal diferença — além da sintaxe — é que na consulta SQL, o quantificador de existência não é apresentado explicitamente.

8.4.3 Cláusula WHERE Ausente e Uso do Asterisco

Discutiremos aqui outras duas funcionalidades da SQL. A *ausência* da cláusula WHERE indica que não há nenhuma condição para seleção de tuplas; logo, *todas as tuplas* da relação especificada na cláusula FROM estão qualificadas e serão selecionadas no resultado da consulta. Se for especificada mais de uma relação na cláusula FROM, e não existir cláusula WHERE, então será obtido o PRODUTO CARTESIANO dessas relações — *todas as possíveis combinações de tuplas* serão selecionadas. Por exemplo, a Consulta Q9 seleciona todos os SSNs de EMPREGADO (Figura 8.3e), e a Consulta Q10 seleciona todas as combinações de um SSN de EMPREGADO e um DNOME de DEPARTAMENTO (Figura 8.3f).

Consultas 9 e 10

Selecione todos os SSNs de EMPREGADO (Q9) e todas as combinações dos SSN de EMPREGADO e dos DNOME de DEPARTAMENTO (Q10) do banco de dados.

```
Q9:  SELECT SSN
     FROM   EMPREGADO;

Q10: SELECT SSN, DNOME
     FROM   EMPREGADO, DEPARTAMENTO;
```

É extremamente importante especificar todas as condições de seleção e de junção na cláusula WHERE; se alguma condição for omitida, podem ocorrer resultados incorretos ou muito grandes. Note que Q10 é similar à operação de PRODUTO CARTESIANO, seguida da operação PROJECT na álgebra relacional. Se especificarmos todos os atributos de EMPREGADO e DEPARTAMENTO em Q10, teríamos o PRODUTO CARTESIANO (exceto pela eliminação de repetições, se houver).

Para recuperar todos os valores dos atributos das tuplas selecionadas, não precisamos listar explicitamente todos os seus nomes na SQL; podemos especificar apenas um *asterisco* (*), que significa selecionar *todos os atributos*. Por exemplo, a consulta Q1C recupera todos os valores dos atributos de EMPREGADO que trabalham no DEPARTAMENTO de número 5 (Figura 8.3g); a consulta Q1D recupera, para todo EMPREGADO do departamento 'Pesquisa', todos os atributos do EMPREGADO e todos os atributos do DEPARTAMENTO no qual eles trabalham; a consulta Q10A especifica o PRODUTO CARTESIANO das relações EMPREGADO e DEPARTAMENTO.

```
Q1C:  SELECT *
      FROM   EMPREGADO
      WHERE  DNO=5;

Q1D:  SELECT *
      FROM   EMPREGADO, DEPARTAMENTO
      WHERE  DNOME='Pesquisa' AND DNO=DNUMERO;

Q10A: SELECT *
      FROM   EMPREGADO, DEPARTAMENTO;
```

8.4.4 Tabelas como Conjuntos em SQL

Como havíamos mencionado anteriormente, a SQL geralmente trata uma tabela não como um conjunto, mas como um **multiconjunto**; *tuplas repetidas podem aparecer mais de uma vez* em uma tabela e no resultado de uma consulta. A SQL não elimina automaticamente tuplas repetidas nos resultados das consultas pelas seguintes razões:

- A eliminação de repetições é uma operação dispendiosa. Uma forma de implementá-la seria pela ordenação das tuplas primeiramente e, depois, pela eliminação das repetições.
- O usuário pode desejar ver as tuplas repetidas no resultado da consulta.
- Quando uma função de agregação (Seção 8.5.7) é aplicada nas tuplas, na maioria das vezes não se deseja eliminar as repetições.

Uma tabela SQL, com uma chave, restringe-se a um conjunto, uma vez que o valor da chave precisa ser diferente para cada tupla.[8] Se, *de fato*, desejarmos eliminar as repetições no resultado de uma consulta SQL, precisaremos usar a palavra-chave **DISTINCT** na cláusula SELECT, o que fará com que somente as tuplas diferentes permaneçam no resultado. Em geral, uma consulta com SELECT DISTINCT elimina as repetições, enquanto uma consulta com SELECT ALL não o faz. Especificar SELECT sem ALL ou DISTINCT — como em nossos exemplos anteriores — é equivalente à opção SELECT ALL. Por exemplo, a Consulta 11 recupera o salário de todos os empregados; se alguns dos empregados tiverem o mesmo salário, o valor desse salário vai aparecer diversas vezes no resultado da consulta, como mostrado na Figura 8.4a. Se estivermos interessados somente nos diferentes valores dos salários, gostaríamos que cada valor aparecesse apenas uma vez, independentemente de quantos empregados ganhem esse salário. Pela palavra-chave **DISTINCT**, como na Q11A, chegamos a isto, como mostra a Figura 8.4b.

Consulta 11

Recupere o salário de todos os empregados (Q11) e todos os diferentes valores dos salários (Q11A).

```
Q11:  SELECT   ALL  SALARIO
      FROM     EMPREGADO;
Q11A: SELECT   DISTINCT  SALARIO
      FROM     EMPREGADO;
```

A SQL incorporou diretamente algumas operações de conjuntos da álgebra relacional: as operações de união de conjuntos (**UNION**), de diferença de conjuntos (**EXCEPT**) e de interseção de conjuntos (**INTERSECT**). As relações resultantes dessas operações de conjuntos são os conjuntos de tuplas, isto é, *as tuplas repetidas são eliminadas do resultado*. Como esse conjunto de operações é aplicado apenas em *relações compatíveis-por-união*, precisamos ter certeza de que as duas relações, nas quais vamos aplicar a operação, tenham os mesmos atributos, e que esses atributos apareçam na mesma ordem em ambas as relações. O próximo exemplo ilustra o uso da UNION.

Consulta 4

Faça uma lista com todos os números de projetos nos quais esteja envolvido algum empregado cujo último nome seja 'Smith'; ou como empregado, ou como gerente do departamento que controle o projeto.

```
Q4: (SELECT DISTINCT PNUMERO
     FROM    PROJETO, DEPARTAMENTO, EMPREGADO
     WHERE   DNUM=DNUMERO AND GERSSN=SSN AND UNOME='Smith')
     UNION
     (SELECT DISTINCT PNUMERO
     FROM    PROJETO, TRABALHA_EM, EMPREGADO
     WHERE   PNUMERO=PNO AND ESSN=SSN AND UNOME='Smith');
```

(a)

SALARIO
30000
40000
25000
43000
38000
25000
25000
55000

(b)

SALARIO
30000
40000
25000
43000
38000
55000

(c)

PNOME	UNOME

(d)

PNOME	UNOME
James	Borg

FIGURA 8.4 Resultado das consultas adicionais SQL, quando aplicadas ao banco de dados EMPRESA, no estado, mostrado na Figura 5.6. (a) Q11. (b) Q11A. (c) Q16. (d) Q18.

A primeira consulta SELECT recupera os projetos que envolvem um 'Smith' como gerente do departamento que controla o projeto, enquanto a segunda recupera os projetos que envolvem um 'Smith' como um empregado que nele trabalhe. Note

8 Em geral, uma tabela SQL não impõe a existência de uma chave, embora, na maioria das vezes, ela exista.

que, se diversos empregados tiverem o último nome 'Smith', o nome do projeto que envolve algum deles será recuperado. A aplicação da operação UNION nas duas consultas SELECT fornece o resultado desejado.

A SQL também possui operações correspondentes às operações multiconjuntos, que serão seguidas pela palavra-chave ALL (UNION ALL, EXCEPT ALL, INTERSECT ALL). Seus resultados serão multiconjuntos (repetições não são eliminadas). Na Figura 8.5, o comportamento dessas operações é ilustrado com exemplos. Basicamente, quando se aplicam essas operações, cada tupla — sendo ela repetida ou não — é considerada uma tupla diferente.

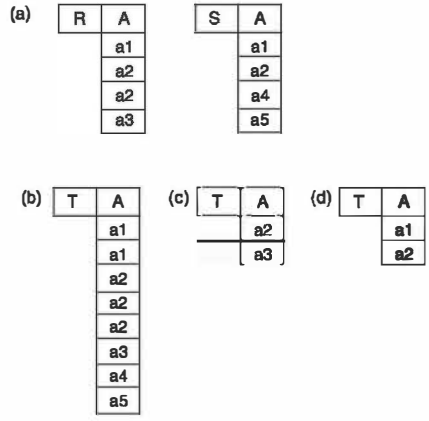


FIGURA 8.5 Os resultados das operações SQL multiconjunto. (a) Duas tabelas, R(A) e S(A). (b) R(A) UNION ALL S(A). (c) R(A) EXCEPT ALL S(A). (d) R(A) INTERSECT ALL S(A).

8.4.5 Comparações entre *Substrings* e Operadores Aritméticos

Nesta seção, discutiremos algumas outras funcionalidades da SQL. A primeira delas cria condições para comparações de partes de uma cadeia de caracteres por meio do operador de comparação **LIKE**. Esse operador pode ser usado para comparações de **padrões de cadeias**. As partes de cadeias podem ser especificadas usando-se dois caracteres reservados: % substitui um número arbitrário entre zero ou mais caracteres, enquanto *underscore* (_) substitui um único caractere. Por exemplo, considere a seguinte consulta:

Consulta 12

Recupere todos os empregados cujos endereços sejam em Houston, Texas.

```
Q12:  SELECT   PNOME, LNOME
      FROM     EMPREGADO
      WHERE    ENDERECO LIKE '%Houston,TX%';
```

Para recuperar todos os empregados que nasceram na década de 50, podemos usar a Consulta 12A. Aqui, '5' precisa ser o terceiro caractere da cadeia (de acordo com nosso formato de data), assim, usaremos o valor '_ _ 5 _ _ _ _ _ _ _', com cada *underscore* servindo de substituto para um caractere qualquer.

Consulta 12A

Encontre todos os empregados que nasceram durante a década de 50.

```
Q12A: SELECT   PNOME, UNOME
      FROM     EMPREGADO
      WHERE    DATANASC LIKE '_ _ 5 _ _ _ _ _ _ _';
```

Se um sinal *underscore* ou % for necessário como um caractere literal em uma cadeia, ele deve ser precedido por um *caractere de escape*, o qual é especificado depois do *string* usando-se a palavra-chave ESCAPE. Por exemplo, 'AB_CD\%EF' ESCAPE '\' representa a cadeia literal 'AB_CD%EF', porque \ é especificado como um caractere de escape. Qualquer outro

caractere que não seja usado na cadeia pode ser escolhido para o caractere de escape. Também precisamos de uma regra para especificar aspas simples ou duplas (''), se elas tiverem de ser inclusas em uma cadeia de caracteres, uma vez que são usadas no começo e no fim das cadeias. Se forem necessárias aspas simples ('), elas devem ser representadas por aspas duplas ("), assim não serão interpretadas como final de cadeia.

Outra possibilidade é o uso de funções aritméticas em consultas. Os operadores aritméticos-padrão adição (+), subtração (–), multiplicação (*) e divisão (/) podem ser aplicados com valores numéricos ou atributos com domínios numéricos. Por exemplo, suponha que desejamos ver qual será o resultado de aumentar em 10% o salário de todos os empregados que trabalham com o projeto 'ProdutoX'; poderemos emitir a Consulta 13 para observar o que aconteceria com seus salários. Esse exemplo mostra também como podemos trocar o nome de um atributo, no resultado da consulta, usando AS na cláusula SELECT.

Consulta 13

Mostre o resultado dos salários caso fosse dado a todos os empregados que trabalham no 'ProductX' 10% de aumento.

```
Q13: SELECT PNOME, UNOME, 1.1*SALARIO AS AUMENTO_SAL
     FROM   EMPREGADO,TRABALHA_EM, PROJETO
     WHERE  SSN=ESSN AND PNO=PNUMERO AND
            PNOME='ProdutoX';
```

Para as cadeias tipo data, o operador de concatenação | | pode ser usado em uma consulta para juntar duas cadeias. Para os tipos data, horário, *timestamp* e intervalos de datas existem os operadores de incremento (+) e de decremento (–) de datas, de horário ou de *timestamp* para um intervalo. Além disso, um intervalo é o resultado da diferença entre duas datas, dois horários ou dois *timestamp*. Outro operador de comparação que pode ser usado por conveniência é BETWEEN (entre), que é ilustrado na Consulta 14.

Consulta 14

Recupere todos os empregados do departamento 5 que ganham entre 30 mil e 40 mil dólares.

```
Q14: SELECT *
     FROM     EMPREGADO
     WHERE    (SALARIO BETWEEN 30000 AND 40000) AND DNO = 5;
```

A condição (SALARIO BETWEEN 30000 AND 40000) em Q14 é equivalente à condição ((SALARIO >= 30000) AND (SALARIO <= 40000)).

8.4.6 Ordenando o Resultado das Consultas

A SQL permite que o usuário ordene as tuplas do resultado de uma consulta, pelos valores de um ou mais atributos, usando-se a cláusula ORDER BY. Isso é ilustrado na Consulta 15.

Consulta 15

Recupere a lista dos empregados e os respectivos projetos nos quais eles trabalham, ordenada por departamento, e, dentro de cada departamento, também por ordem alfabética do último nome, e depois, pelo primeiro nome do empregado.

```
Q15: SELECT    DNOME, UNOME, PNOME, PJNOME
     FROM      DEPARTAMENTO, EMPREGADO, TRABALHA_EM, PROJETO
     WHERE     DNUMERO=DNO AND SSN=ESSN AND PNO=PNUMERO
     ORDER BY DNOME, UNOME, PNOME;
```

A ordenação *default* é ascendente. Podemos especificar a palavra-chave DESC se quisermos que os valores do resultado apareçam na ordem descendente. A palavra-chave ASC pode ser usada para explicitar a ordenação ascendente. Por exemplo, se quisermos DNOME em ordem descendente e UNOME e PNOME em ordem ascendente, a cláusula ORDER BY de Q15 pode ser escrita como:

```
ORDER BY DNOME DESC, UNOME ASC, PNOME ASC
```

8.5 Consultas SQL Mais Complexas

Na seção anterior, descrevemos alguns dos tipos básicos de consultas em SQL. Em virtude do poder de generalização e da expressividade da linguagem, existem muitas funcionalidades adicionais que permitem ao usuário definir as consultas mais complexas. Discutiremos algumas delas nesta seção.

8.5.1 Comparações Envolvendo NULL e os Três Valores Lógicos

A SQL possui várias regras para o tratamento dos valores NULL. Relembrando a Seção 5.1.2, o NULL é usado para representar os valores inexistentes, mas normalmente tem uma das três interpretações — valor desconhecido (existe, mas não é conhecido), valor indisponível (existe, mas é propositadamente omitido) ou não aplicável (indefinido para a tupla em questão). Considere os seguintes exemplos para ilustrar cada um dos três significados de NULL:

1. *Valor desconhecido*: não se conhece a data do aniversário de uma pessoa em particular, assim, essa data será representada por NULL no banco de dados.
2. *Valores indisponíveis ou omitidos*: uma pessoa possui um telefone, mas não quer que seja armazenado; dessa forma, o número será omitido e representado por NULL no banco de dados.
3. *Não aplicável ao atributo*: um atributo UltimoGrauEscolar pode ser NULL para uma pessoa que não possui nenhum grau escolar, logo, ele não se aplica àquela pessoa.

Freqüentemente, não é possível determinar qual dos três sentidos é o pretendido; por exemplo, um NULL para o número do telefone da casa de uma pessoa pode possuir qualquer um dos três significados. Logo, a SQL não faz distinção entre os diferentes significados de NULL.

Em geral, cada NULL é considerado diferente de outro NULL dentro do banco de dados. Quando um NULL é comparado em uma operação, o resultado é considerado UNKNOWN [desconhecido — pode ser tanto TRUE (verdadeiro) quanto FALSE (falso)]. Assim, a SQL usa três valores lógicos TRUE (verdadeiro), FALSE (falso) e UNKNOWN (desconhecido) em vez dos dois valores lógicos-padrão, TRUE e FALSE. É necessário, portanto, definir as expressões para os resultados com os três valores lógicos quando se usam conectivos lógicos como AND, OR e NOT. A Tabela 8.1 mostra os valores resultantes.

TABELA 8.1 Conectivos Lógicos com os Três Valores Lógicos

AND	TRUE	FALSE	UNKNOWN
TRUE	TRUE	FALSE	UNKNOWN
FALSE	FALSE	FALSE	FALSE
UNKNOWN	UNKNOWN	FALSE	UNKNOWN

OR	TRUE	FALSE	UNKNOWN
TRUE	TRUE	TRUE	TRUE
FALSE	TRUE	FALSE	UNKNOWN
UNKNOWN	TRUE	UNKNOWN	UNKNOWN

NOT	
TRUE	FALSE
FALSE	TRUE
UNKNOWN	UNKNOWN

Em consultas *select-project-join*, a regra é que somente as combinações de tuplas que evoluírem para uma expressão lógica TRUE (verdadeira) da consulta serão selecionadas. As combinações de tuplas que evoluírem para FALSE (falso) ou UNKNOWN (desconhecido) não serão selecionadas. Entretanto, existem exceções para essa regra em certas operações, como junções externas (*outer join*), como vamos ver.

A SQL permite consultas que chequem se o valor de um atributo é NULL. Para comparar o valor de um atributo com NULL, em vez de usar = ou <>, a SQL usa IS (é) ou IS NOT (não é). Isso porque a SQL considera cada valor NULL diferente de todos os outros valores NULL; logo, a comparação pela igualdade não é apropriada. Quando uma condição para junção é especificada, as tuplas com os valores NULL nos atributos de junção não são inclusas no resultado (salvo se a junção for externa, OUTER JOIN; Seção 8.5.6). Isso é ilustrado na Consulta 18, cujo resultado é apresentado na Figura 8.4d.

Consulta 18

Recupere os nomes de todos os empregados que não têm supervisor.

```
Q18:  SELECT   PNOME, UNOME
      FROM     EMPREGADO
      WHERE    SUPERSSN IS NULL;
```

8.5.2 Consultas Aninhadas, Comparações de Tuplas e de Conjuntos/Multiconjuntos

Algumas consultas necessitam da busca de valores presentes no banco de dados para, então, usá-los na condição de comparação. Essas consultas podem ser formuladas de modo conveniente por meio de **consultas aninhadas** (*nested queries*), que formam um bloco completo de *select-from-where* dentro da cláusula WHERE de outra consulta. Essa outra consulta é chamada **consulta externa** (*outer query*). A Consulta 4 foi formulada sem o uso de consultas aninhadas, mas poderia ser refeita utilizando-as como mostra a Q4A. A Q4A introduz o operador de comparação IN, que compara um valor v com um conjunto (ou multiconjuntos) de valores V e evolui para verdadeiro, TRUE, se v for um dos elementos de V.

```
Q4A:  SELECT   DISTINCT PNUMERO
      FROM     PROJETO
      WHERE    PNUMERO IN (SELECT   PNUMERO
                           FROM     PROJETO, DEPARTAMENTO, EMPREGADO
                           WHERE    DNUM=DNUMERO AND
                           GERSSN=SSN AND
                           UNOME='Smith')
               OR
               PNUMERO IN (SELECT   PNO
                           FROM     TRABALHA_EM, EMPREGADO
                           WHERE    ESSN=SSN AND
                                    UNOME='Smith');
```

A primeira consulta aninhada seleciona os números de projetos que tiverem um 'Smith' como supervisor, enquanto a segunda seleciona os números de projetos que tiverem um empregado 'Smith' envolvido. Na consulta externa, usamos o conectivo lógico OR (ou) para recuperar uma tupla de PROJETO cujo valor PNUMERO esteja contido no resultado de uma das consultas aninhadas.

Se a consulta aninhada devolve um atributo único *e* uma tupla única, o resultado da consulta será um valor único (escalar). Nesses casos, é possível usar = em vez de IN como operador de comparação. De modo geral, a consulta aninhada vai devolver uma **tabela** (relação), que é um conjunto ou um multiconjunto de tuplas.

A SQL permite o uso de **tuplas** de valores em comparações colocando-as entre parênteses. Para ilustração, considere a seguinte consulta:

```
SELECT  DISTINCT ESSN
FROM    TRABALHA_EM
WHERE   (PNO, HORAS) IN (SELECT PNO, HORAS FROM TRABALHA_EM
                         WHERE SSN='123456789');
```

Essa consulta vai selecionar o número do seguro social de todos os empregados que trabalham com a mesma combinação (projeto, horas) em algum dos projetos em que o empregado 'John Smith' (SSN= '123456789') trabalhe. Nesse exemplo, o operador IN compara a subtupla de valores entre parênteses (PNO, HORAS) de cada tupla de TRABALHA_EM com o conjunto de tuplas compatíveis-por-união produzido pela consulta aninhada.

Além do operador IN, outros operadores de comparação podem ser usados para comparar um único valor *v* (normalmente um nome de atributo) a um conjunto ou multiconjunto *V* (geralmente uma consulta aninhada). O operador = ANY (ou = SOME) devolve TRUE se o valor *v* for igual a *algum valor* do conjunto *V*, assim é equivalente ao operador IN. As palavras-chave ANY e SOME possuem o mesmo significado (em português, 'algum'). Outros operadores podem ser combinados com ANY (ou SOME), incluindo >, >=, <, <= e <>. A palavra-chave ALL pode ser combinada com cada um desses operadores. Por exemplo, a condição de comparação (*v* > ALL *V*) devolve TRUE se o valor *v* for maior que *todos* os valores do conjunto (ou multiconjunto) *V*. Um exemplo é a consulta seguinte que devolve os nomes dos empregados cujos salários são maiores que os salários de todos os empregados do departamento 5:

```
SELECT  UNOME, PNOME
FROM    EMPREGADO
WHERE   SALARIO > ALL (SELECT SALARIO FROM EMPREGADO
                       WHERE DNO=5);
```

Em geral, podemos definir vários níveis de consultas aninhadas. Novamente, podemos nos defrontar com possíveis ambigüidades entre os nomes de atributos, se existirem atributos de mesmo nome — um na relação especificada na cláusula FROM da *consulta externa*, e outro na relação especificada na cláusula FROM da *consulta aninhada*. A regra é que a referência a um *atributo não qualificado* é atribuída à relação declarada na **consulta mais interna** do ninho de consultas. Por exemplo, na cláusula SELECT e WHERE da primeira consulta aninhada de Q4A, a referência a qualquer atributo não qualificado da relação PROJETO é atribuída à relação PROJETO especificada na cláusula FROM da consulta aninhada. Para fazer referência a um atributo da relação PROJETO, estabelecida na consulta externa, precisaremos especificar, para ser usado como referência, um *alias* (variável de tupla) daquela relação. Essas regras são similares às utilizadas na maioria das linguagens de programação, em variáveis de programas, que permitem a utilização de procedimentos e funções aninhadas. Para ilustrar a ambigüidade potencial dos nomes de atributos em consultas aninhadas, considere a Consulta 16, cujo resultado é apresentado na Figura 8.4c.

Consulta 16

Recupere o nome de cada um dos empregados que tenham um dependente cujo primeiro nome e sexo sejam o mesmo do empregado em questão.

```
Q16:  SELECT   E.PNOME, E.UNOME
      FROM     EMPREGADO AS E
      WHERE    E.SSN IN  (SELECT  ESSN
                          FROM    DEPENDENTE
                          WHERE   E.PNOME=DEPENDENTE_NOME
                            AND E.SEXO=SEXO);
```

Na consulta aninhada Q16, precisamos qualificar E.SEXO porque ele se refere ao atributo SEXO do EMPREGADO da consulta externa, e DEPENDENTE tem também um atributo chamado SEXO. Todas as referências não qualificadas de SEXO na consulta aninhada referem-se ao SEXO do DEPENDENTE. Entretanto, *não precisamos* qualificar PNOME e SSN porque a relação DEPENDENTE não possui atributos chamados PNOME e SSN; logo, não há nenhuma ambigüidade.

Normalmente é recomendável a criação de variáveis de tuplas (*aliases*) para *todas as tabelas referidas por uma consulta SQL*, de modo a evitar erros e ambigüidades em potencial.

8.5.3 Consultas Aninhadas Correlacionadas

Sempre que uma condição na cláusula WHERE de uma consulta aninhada se referir a algum atributo da relação declarada na consulta externa, as duas consultas são chamadas **correlacionadas**. Podemos compreender melhor a correlação entre consultas se considerarmos que *a consulta aninhada é avaliada uma vez para cada tupla (ou para uma combinação de tuplas) da consulta externa*. Por exemplo, podemos imaginar Q16 como segue: para *cada* tupla de EMPREGADO, a consulta aninhada avalia para recuperar os valores dos ESSN de todas as tuplas de DEPENDENTE que possuírem o mesmo sexo e o mesmo nome da tupla EMPREGADO em questão; se o valor do SSN da tupla EMPREGADO está *no* resultado da consulta aninhada, então essa tupla EMPREGADO será selecionada.

Em geral, uma consulta escrita com blocos *select-from-where* aninhados e usando os operadores de comparação = ou IN poderá *sempre* ser expressa como um bloco único de consulta. Por exemplo, a Q16 pode ser escrita como a Q16A a seguir:

```
Q16A: SELECT E.PNOME, E.UNOME
      FROM   EMPREGADO AS E, DEPENDENTE AS D
      WHERE  E.SSN=D.ESSN AND E.SEXO=D.SEXO AND
             E.PNOME=D.DEPENDENTE_NOME;
```

A implementação original da SQL no SISTEMA R tinha, também, o operador de comparação **CONTAINS**, que era usado para comparar dois conjuntos ou multiconjuntos. Esse operador foi eliminado da linguagem, possivelmente em razão da dificuldade de implementação eficiente. Implementações mais comerciais da SQL *não* têm esse operador. O operador CONTAINS compara dois conjuntos de valores e devolve TRUE se um conjunto contiver todos os valores do outro conjunto. A Consulta 3 ilustra o uso do operador CONTAINS.

Consulta 3

Recupere o nome de cada um dos empregados que trabalha em *todos* os projetos controlados pelo departamento 5.

```
Q3: SELECT   PNOME, UNOME
    FROM     EMPREGADO
    WHERE    (       (SELECT   PNO
                      FROM     TRABALHA_EM
                      WHERE    SSN=ESSN)
                     CONTAINS
                     (SELECT   PNUMERO
                      FROM     PROJETO
                      WHERE    DNUM=5) );
```

Em Q3, a segunda consulta aninhada (que não está correlacionada à consulta externa) devolve os números de todos os projetos controlados pelo departamento 5. Para *cada* tupla de empregado, a primeira consulta aninhada (que está correlacionada) devolve o número do projeto nos quais os empregados trabalham; se eles contiverem todos os projetos controlados pelo departamento 5, a tupla empregado será selecionada e o nome daquele empregado, recuperado. Observe que o operador de comparação CONTAINS possui função similar à operação DIVISION da álgebra relacional (Seção 6.3.4) e à quantificação universal do cálculo relacional (Seção 6.6.6). Como a operação CONTAINS não é parte da SQL, temos de usar outras técnicas, como a função EXISTS, para especificar esses tipos de consultas, conforme descrito na Seção 8.5.4.

8.5.4 As Funções EXISTS e UNIQUE da SQL

A função EXISTS da SQL é usada para verificar se o resultado de uma consulta aninhada correlacionada é vazio (não contém nenhuma tupla) ou não. Ilustramos o uso do EXISTS — e do NOT EXISTS — com alguns exemplos. Primeiro, formulamos um modo alternativo para a Consulta 16 usando EXISTS. A Q16B mostra essa opção:

```
Q16B: SELECT E.PNOME, E.UNOME
      FROM   EMPREGADO AS E
      WHERE  EXISTS    (SELECT *
                        FROM   DEPENDENTE
                        WHERE  E.SSN=ESSN AND E.SEXO=SEXO
                               AND E.PNOME=DEPENDENTE_NOME);
```

EXISTS e NOT EXISTS são empregados, normalmente, em conjunto com as consultas aninhadas correlacionadas. Na Q16B, a consulta aninhada faz referência aos atributos SSN, PNOME e SEXO da relação EMPREGADO da consulta externa. Podemos imaginar a Q16B como segue: para cada tupla EMPREGADO, a consulta aninhada avalia devolvendo todas as tuplas de DEPENDENTE com o mesmo número de seguro social, sexo e nome da tupla EMPREGADO; se existir (EXISTS) pelo menos uma tupla no resultado da consulta aninhada, então a tupla EMPREGADO em questão será selecionada. Em geral, EXISTS (Q) devolverá **TRUE** se existir *ao menos uma tupla* no resultado da consulta aninhada Q, caso contrário, devolverá **FALSE**. Porém, NOT EXISTS (Q) devolverá **TRUE** se não existir *nenhuma tupla* no resultado da consulta aninhada Q, caso contrário, devolverá **FALSE**. A seguir, ilustramos o uso de NOT EXISTS.

Consulta 6

Recupere os nomes dos empregados que não possuem nenhum dependente.

```
Q6: SELECT    PNOME, UNOME
    FROM      EMPREGADO
    WHERE     NOT EXISTS  (SELECT *
                          FROM    DEPENDENTE
                          WHERE   SSN=ESSN);
```

Em Q6, a consulta aninhada correlacionada devolve todas as tuplas de DEPENDENTE relacionadas a uma tupla EMPREGADO em particular. Se não existir *nenhuma*, a tupla EMPREGADO será selecionada. Podemos explicar Q6 como segue: para *cada* tupla EMPREGADO, a consulta aninhada correlacionada seleciona todas as tuplas de DEPENDENTE cujos valores ESSN coincidirem com o valor do SSN do EMPREGADO; se o resultado for vazio, nenhum dependente está relacionado ao empregado, então, selecionamos a tupla EMPREGADO e recuperamos seu NOME e UNOME.

Consulta 7

Relacione os nomes dos gerentes que possuam ao menos um dependente.

```
Q7: SELECT    PNOME, UNOME
    FROM      EMPREGADO
    WHERE     EXISTS      (SELECT *
                          FROM    DEPENDENTE
                          WHERE   SSN=ESSN)
                          AND
                          EXISTS  (SELECT *
                                   FROM    DEPARTAMENTO
                                   WHERE   SSN=GERSSN);
```

Um jeito de escrever essa consulta é mostrado em Q7, na qual especificamos duas consultas aninhadas e correlacionadas; a primeira seleciona todas as tuplas de DEPENDENTE relacionadas a EMPREGADO e a segunda seleciona todas as tuplas de DEPARTAMENTO gerenciadas por um EMPREGADO. Se ao menos uma da primeira e uma da segunda existirem, selecionamos a tupla EMPREGADO. Você poderia reformular essa consulta usando apenas uma única consulta aninhada ou nenhuma consulta aninhada?

A Consulta 3 ('Recupere o nome de cada um dos empregados que trabalha em *todos* os projetos controlados pelo departamento 5', Seção 8.5.3) pode ser estabelecida usando EXISTS e NOT EXISTS em sistemas SQL. Existem duas opções. A primeira é usar a transformação da muito bem conhecida transformação da teoria dos conjuntos, em que (*S1* CONTAINS *S2*) é logicamente equivalente a (*S2* EXCEPTS *S1*) se ele for vazio.[9] A Q3A mostra essa opção.

```
Q3A:  SELECT    PNOME, UNOME
      FROM      EMPREGADO
      WHERE     NOT EXISTS
      (         (SELECT   PNUMERO
                FROM      PROJETO
                WHERE     DNUM=5)
      EXCEPT
                (SELECT   PNO
                FROM      TRABALHA_EM
                WHERE     SSN=ESSN) );
```

Em Q3A, a primeira subconsulta (que não está correlacionada) seleciona todos os projetos controlados pelo departamento 5, e a segunda (que está correlacionada) seleciona todos os projetos nos quais o empregado em particular, que está sendo considerado, trabalhe. Se a diferença dos conjuntos, o da primeira subconsulta MINUS (EXCEPT) e o da segunda, for vazio, isso significa que o empregado trabalha em todos os projetos e então é selecionado.

---

9 Lembre-se de que EXCEPT é o operador da diferença entre os conjuntos.

A segunda opção é mostrada em Q3B. Observe que precisamos de dois níveis de aninhamento em Q3B e que essa formulação é um pouco mais complexa que na Q3, que usa o operador de comparação CONTAINS, e que na Q3A, que utiliza NOT EXISTS e EXCEPT. Entretanto, CONTAINS não faz parte da SQL nem todos os sistemas relacionais possuem o operador EXCEPT, embora ele faça parte da SQL-99.

```
Q3B: SELECT   UNOME, PNOME
     FROM     EMPREGADO
     WHERE    NOT EXISTS
     (SELECT  *
     FROM     TRABALHA_EM B
     WHERE    (B.PNO IN      (SELECT  PNUMERO
                             FROM     PROJETO
                             WHERE    DNUM=5) )
              AND
              NOT EXISTS    (SELECT  *
                             FROM     TRABALHA_EM C
                             WHERE    C.ESSN=SSN
                             AND      C.PNO=B.PNO) );
```

Em Q3B, a consulta aninhada mais externa seleciona qualquer tupla TRABALHA_EM (B) cujos PNO sejam de projetos controlados pelo departamento 5, *se* não existir nenhuma tupla TRABALHA_EM (C) com o mesmo PNO e o mesmo SSN da tupla EMPREGADO que está sendo considerada na consulta externa. Se não existir nenhuma dessas tuplas, selecionaremos a tupla EMPREGADO. A forma usada em Q3B combina com a seguinte reformulação da Consulta 3: Selecione cada empregado de maneira que não exista um projeto controlado pelo departamento 5 que o empregado não trabalhe. Isso corresponde ao modo pelo qual formulamos essa consulta em cálculo relacional de tuplas, na Seção 6.6.6.

Existe outra função SQL, UNIQUE(Q), que devolve TRUE se não existir nenhuma tupla repetida no resultado da consulta Q; caso contrário, ela devolverá FALSE. Isso pode ser usado para verificar se o resultado da consulta aninhada é um conjunto ou um multiconjunto.

8.5.5 Conjuntos Explícitos e Nomes Alternativos de Atributos em SQL

Vimos diversas consultas aninhadas na cláusula WHERE. É também possível usar um **conjunto de valores explícitos** na cláusula WHERE em vez de consultas aninhadas. Esse conjunto, em SQL, é colocado entre parênteses.

Consulta 17

Recupere os números dos seguros sociais de todos os empregados que trabalham nos projetos 1, 2 ou 3.

```
Q17: SELECT   DISTINCT ESSN
     FROM     TRABALHA_EM
     WHERE    PNO IN (1, 2, 3);
```

Em SQL é possível dar nomes alternativos a qualquer atributo pela adição do qualificador AS seguido do novo nome desejado — esses nomes aparecerão no resultado da consulta. Assim, o construtor AS pode ser usado como *alias* (pseudônimo) tanto nos nomes dos atributos quanto nos das relações; pode ser utilizado também em ambas as cláusulas SELECT e FROM. Por exemplo, Q8A mostra como a Consulta 8 pode ser ligeiramente alterada para recuperar o último nome de cada empregado e seu(sua) supervisor(a), e denominar os atributos no resultado como NOME_EMPREGADO e NOME_SUPERVISOR. Os novos nomes vão aparecer como títulos nas colunas do resultado da consulta.

```
Q8A: SELECT   E.UNOME AS NOME_EMPREGADO, S.UNOME AS
              NOME_SUPERVISOR
     FROM     EMPREGADO AS E, EMPREGADO AS S
     WHERE    E.SUPERSSN=S.SSN;
```

8.5.6 Junção (*Join*) de Tabelas em SQL

O conceito de **junção de tabelas** (ou **junção de relações**) foi incorporado à SQL para que os usuários pudessem especificar uma tabela que fosse resultado da aplicação da operação de junção *na cláusula* FROM de uma consulta. Esse construtor pode ser mais bem compreendido quando se misturam todas as condições de seleção e de junção na cláusula WHERE. Por exemplo, considere a consulta Q1, que recupera o nome e o endereço de todos os empregados que trabalham no departamento 'Pesquisa'. Pode ser mais fácil especificar primeiro a junção das relações EMPREGADO e DEPARTAMENTO, e depois, selecionar as tuplas e os atributos. Essa forma pode ser escrita em SQL como a Q1A:

```
Q1A: SELECT  PNOME, UNOME, ENDERECO
     FROM    (EMPREGADO JOIN DEPARTAMENTO ON DNO=DNUMERO)
     WHERE   DNOME='Pesquisa';
```

A cláusula FROM em Q1A contém uma única *tabela juntada* (*joined table*). Os atributos dessa tabela são todos aqueles da primeira tabela, EMPREGADO, seguidos de todos os atributos da segunda tabela, DEPARTAMENTO. O conceito de junção de tabela também permite que o usuário especifique os tipos de junções diferentes, como NATURAL JOIN (junção natural) e vários tipos de OUTER JOIN (junção externa). Na NATURAL JOIN de duas relações R e S, nenhuma condição de junção é especificada; uma condição equijunção (*equijoin*) implícita é criada *para cada par R e S de atributos com o mesmo nome*. Cada um desses pares de atributos é incluso somente uma vez na relação resultante (Seção 6.4.3).

No caso de os nomes dos atributos de junção não serem os mesmos das relações básicas, é possível atribuir novos nomes aos atributos de forma que combinem, e então aplicar a NATURAL JOIN. Nesse caso, o construtor AS pode ser usado para mudar o nome da relação e de todos os seus atributos na cláusula FROM. A consulta Q1B ilustra essa condição em que a relação DEPARTAMENTO recebe o nome de DEPT e seus atributos recebem os nomes de DNOME, DNO (para combinar com o nome do atributo DNO de EMPREGADO escolhido como atributo de junção), GERSSN e GERDATAIN. A condição para a junção, usada nesse caso de NATURAL JOIN, foi EMPREGADO.DNO = DEPT.DNO, porque esse é o único par de atributos com o mesmo nome depois da nova designação.

```
Q1B: SELECT PNOME, UNOME, ENDERECO
     FROM   (EMPREGADO NATURAL JOIN
             (DEPARTAMENTO AS DEPT (DNOME, DNO, GERSSN, GERDATAIN)))
     WHERE  DNOME='Pesquisa';
```

O tipo *default* de junção de uma tabela é a **junção interna** (*inner join*), na qual uma tupla é inclusa no resultado somente se existir uma tupla que combine na outra relação. Por exemplo, na consulta Q8A, somente os empregados que *possuírem um supervisor* serão inclusos no resultado; uma tupla EMPREGADO, cujo valor de SUPERSSN for NULL, será excluída. Se o usuário quiser que todos os empregados sejam incluídos, é necessário explicitar um OUTER JOIN (Seção 6.4.3 para a definição de OUTER JOIN). Em SQL isso pode ser tratado por meio da especificação explícita do OUTER JOIN em uma junção de tabela, como ilustrado em Q8B:

```
Q8B: SELECT E.UNOME AS NOME_EMPREGADO,
            S.UNOME AS NOME_SUPERVISOR
     FROM   (EMPREGADO AS E LEFT OUTER JOIN EMPREGADO AS S
             ON E.SUPERSSN=S.SSN);
```

As opções para a especificação de junção de tabelas disponíveis em SQL incluem INNER JOIN (mesmo que JOIN), LEFT OUTER JOIN (junção externa à esquerda), RIGHT OUTER JOIN (junção externa à direita) e FULL OUTER JOIN (junção externa completa). Nas três últimas opções, a palavra-chave OUTER pode ser omitida. Se os atributos de junção possuírem o mesmo nome, um deles também pode especificar a variação junção natural das junções externas por intermédio do uso da palavra-chave NATURAL antes da operação (por exemplo, NATURAL LEFT OUTER JOIN). A palavra-chave CROSS JOIN é usada para especificar a operação produto cartesiano (Seção 6.2.2), embora possa ser usada somente com o máximo de cuidado possível, porque são gerados todos os tipos de combinações de tuplas possíveis.

Também é possível especificar junções *aninhadas* (*nest join*), isto é, uma das tabelas em uma junção é, ela própria, fruto de junção de tabelas. Isso é ilustrado em Q2A, que é uma alternativa para a construção da consulta Q2 usando o conceito de junção de tabela:

```
Q2A: SELECT  PNUMERO, DNUM, UNOME, ENDERECO, DATANASC
     FROM    ((PROJETO JOIN DEPARTAMENTO ON DNUM=DNUMERO)
```

```
                JOIN EMPREGADO ON GERSSN=SSN)
WHERE           PLOCALIZACAO='Stafford';
```

8.5.7 Funções Agregadas em SQL

Na Seção 6.4.1, introduzimos o conceito de função agregada como uma operação relacional. Como o agrupamento e a agregação são necessários em diversas aplicações de um banco de dados, a SQL tem funcionalidades que incorporam esses conceitos. Há diversas funções pré-construídas para esse fim: **COUNT**, **SUM**, **MAX**, **MIN** e **AVG**.[10] A função COUNT devolve o número de tuplas ou valores especificado em uma consulta. As funções SUM, MAX, MIN e AVG são aplicadas em um conjunto ou multiconjunto de valores e devolvem, respectivamente, a soma, o valor máximo, o valor mínimo e a média desses valores. Essas funções podem ser usadas na cláusula SELECT ou na cláusula HAVING (que apresentaremos mais tarde). As funções MAX e MIN podem ser usadas também com atributos que não tenham domínios numéricos, se os domínios desses valores tiverem uma *ordenação total* entre eles.[11] Ilustraremos o uso dessas funções com exemplos de consultas.

Consulta 19

Encontre a soma dos salários, o maior salário, o menor salário e a média salarial de todos os empregados.

```
Q19:  SELECT    SUM (SALARIO), MAX (SALARIO), MIN (SALARIO),
                AVG (SALARIO)
      FROM      EMPREGADO;
```

Se quisermos obter os valores das funções anteriores para os empregados de um departamento específico — digamos, do departamento de 'Pesquisa' —, podemos formular a Consulta 20, na qual as tuplas de EMPREGADO são discriminadas pela cláusula WHERE para aqueles empregados que trabalham no departamento de 'Pesquisa'.

Consulta 20

Encontre a soma dos salários de todos os empregados do departamento 'Pesquisa', bem como o maior salário, o menor salário e a média salarial desse departamento.

```
Q20:  SELECT    SUM (SALARIO), MAX (SALARIO), MIN (SALARIO),
                AVG (SALARIO)
      FROM      (EMPREGADO JOIN DEPARTAMENTO ON DNO=DNUMERO)
      WHERE     DNOME='Pesquisa';
```

Consultas 21 e 22

Recupere o número total de empregados da empresa (Q21) e o número de empregados do departamento 'Pesquisa' (Q22).

```
Q21:  SELECT    COUNT (*)
      FROM      EMPREGADO;

Q22:  SELECT    COUNT (*)
      FROM      EMPREGADO, DEPARTAMENTO
      WHERE     DNO=DNUMERO AND DNOME='Pesquisa';
```

Aqui, o asterisco (*) refere-se às *linhas* (tuplas), logo, COUNT (*) devolverá, para o resultado da consulta, o número de linhas. Também podemos usar a função COUNT para contar o número de valores em uma coluna em vez do número de tuplas, como veremos no próximo exemplo.

---

10 Foram inseridas na SQL-99 as funções de agregação adicionais para os cálculos estatísticos mais avançados.

11 Ordenação total significa que, para quaisquer dois valores de um domínio, pode ser estabelecido que um apareça antes do outro em uma ordem definida; por exemplo, os domínios de DATE, TIME e TIMESTAMP têm ordenação total em seus valores, bem como as cadeias de caracteres alfabéticos.

Consulta 23

Conte o número dos diferentes valores de salário contidos no banco de dados.

```
Q23: SELECT   COUNT (DISTINCT SALARIO)
     FROM     EMPREGADO;
```

Se escrevermos COUNT(SALARIO) em vez de COUNT(DISTINCT SALARIO) na Q23, então os valores repetidos não serão eliminados. Entretanto, uma tupla com NULL em SALARIO não será contabilizada. Em geral, os valores NULL são **descartados** quando se aplicam as funções agregadas em uma coluna (atributo) em particular.

O exemplo anterior resume a *relação total* (Q19, Q21 e Q23) ou seleciona um subconjunto de tupla (Q20, Q22), portanto, produzem as tuplas únicas ou os valores únicos. Elas ilustram como a função é aplicada para recuperar os valores totalizados ou as tuplas totalizadas em um banco de dados. Essas funções também podem ser utilizadas em condições de seleção envolvendo as consultas aninhadas. Podemos especificar uma consulta aninhada correlacionada com funções agregadas e, então, usar a consulta aninhada dentro de uma cláusula WHERE da consulta externa. Por exemplo, para recuperar os nomes de todos os empregados que têm dois ou mais dependentes (Consulta 5), podemos fazer o seguinte:

```
Q5: SELECT   UNOME, PNOME
    FROM     EMPREGADO
    WHERE    (SELECT   COUNT (*)
              FROM     DEPENDENTE
              WHERE    SSN=ESSN)   >=   2;
```

A tupla aninhada correlacionada conta o número de dependentes que cada um dos empregados tem; se esse número for maior ou igual a dois, a tupla desse empregado será selecionada.

8.5.8 Agrupamento: as Cláusulas GROUP BY e HAVING

Em muitos casos, precisamos aplicar as funções agregadas *para os subgrupos de tuplas de uma relação*, na qual os subgrupos são escolhidos com base em alguns atributos, por exemplo, quando precisamos encontrar a média de salário dos empregados *de cada departamento* ou o número de empregados que trabalham *em cada projeto*. Nesses casos, precisaremos **particionar** a relação em subconjuntos (ou **grupos**) de tuplas que não se sobreponham. Cada grupo (partição) consistirá em tuplas que tenham o mesmo valor em algum(ns) de seu(s) atributo(s), chamado(s) **atributo(s) de agrupamento** . Podemos aplicar a função para cada um desses grupos de atributos, independentemente. A SQL possui a cláusula **GROUP BY** para esse fim. Essa cláusula especifica os atributos de agrupamento, os quais poderiam *também aparecer na cláusula* SELECT, assim, o valor resultante da aplicação de cada função agregada no grupo de tuplas aparecerá com o valor do(s) atributo(s) de agrupamento.

Consulta 24

Para cada departamento, recupere seu número, o número de empregados que nele trabalham e a média de seus salários.

```
Q24: SELECT   DNO, COUNT (*), AVG (SALARIO)
     FROM     EMPREGADO
     GROUP BY DNO;
```

Em Q24, as tuplas EMPREGADO serão particionadas em grupos — cada grupo tendo o mesmo valor no atributo de agrupamento DNO. As funções COUNT e AVG serão aplicadas em cada grupo de tuplas. Note que a cláusula SELECT inclui somente o atributo de agrupamento e as funções que serão aplicadas em cada um dos grupos de atributos. A Figura 8.6a ilustra como o agrupamento age na Q24; também mostra o resultado de Q24.

Se existir NULL no atributo de agrupamento, então um **grupo separado** será criado para todas as tuplas com *valores* NULL *no atributo de agrupamento*. Por exemplo, se a tabela EMPREGADO contiver algum atributo que tenha NULL no atributo de agrupamento DNO, poderia haver um grupo separado para essas tuplas no resultado de Q24.

Consulta 25

Para cada projeto, recupere seu número, seu nome e o número de empregados que nele trabalham.

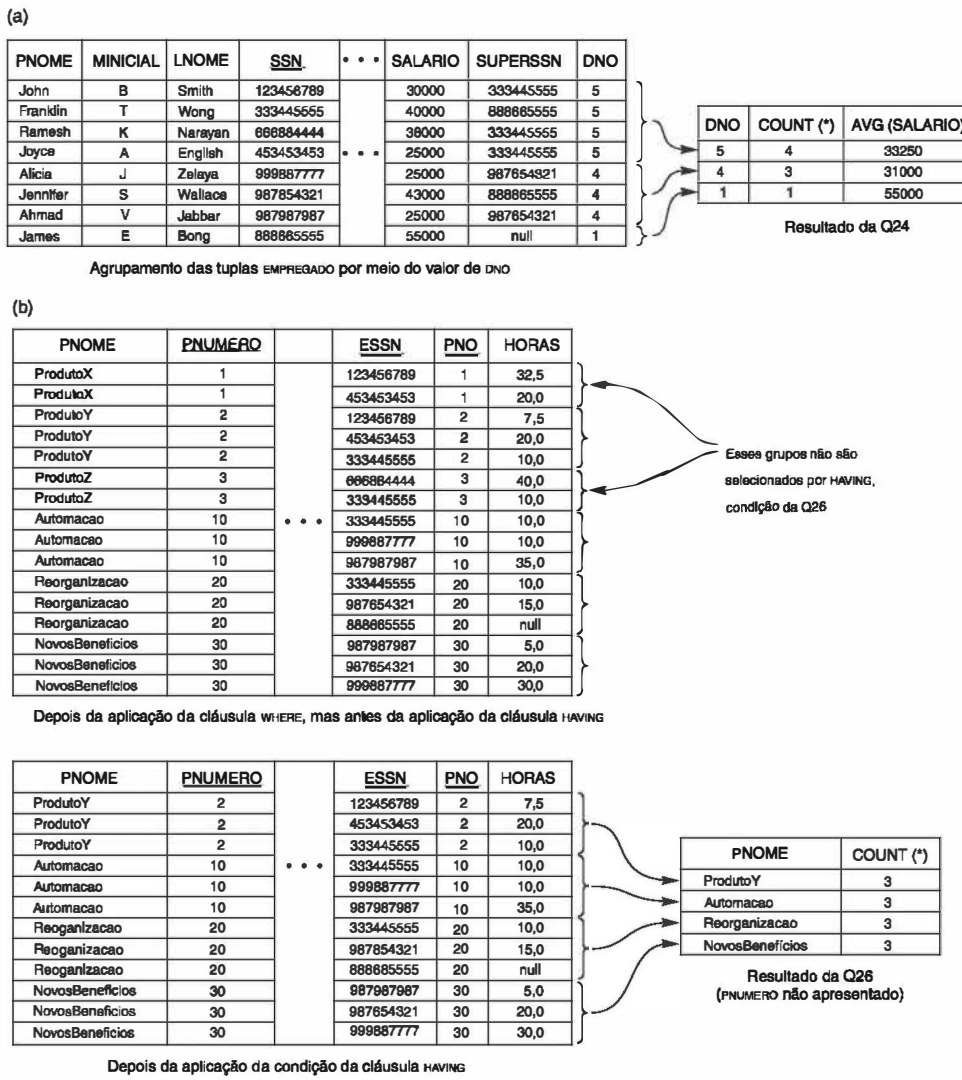


FIGURA 8.6 Resultado da GROUP BY e da HAVING. (a) Q24. (b) Q26.

```
Q25:  SELECT    PNUMERO, PJNOME, COUNT (*)
      FROM      PROJETO, TRABALHA_EM
      WHERE     PNUMERO=PNO
      GROUP BY  PNUMERO, PJNOME;
```

Q25 mostra como podemos usar uma condição de junção com a GROUP BY. Nesse caso, o agrupamento e as funções serão aplicados *depois* da junção das duas relações. Algumas vezes queremos recuperar os valores dessas funções somente para os *grupos que satisfazem certas condições*. Por exemplo, suponha que queiramos modificar a Consulta 25 de modo que somente os projetos com mais de dois empregados apareçam no resultado. Para esse fim, a SQL oferece a cláusula **HAVING**, que pode aparecer em conjunto com a cláusula GROUP BY. HAVING proporciona a aplicação de uma condição para o grupo de tuplas associado a cada valor dos atributos de agrupamento. Apenas os grupos que satisfizerem a condição serão apresentados no resultado da consulta. Isso é ilustrado na Consulta 26.

Consulta 26

Para cada projeto *em que trabalhem mais de dois empregados*, recupere o número do projeto, seu nome e o número de empregados.

```
Q26: SELECT     PNUMERO, PJNOME, COUNT (*)
     FROM       PROJETO, TRABALHA_EM
     WHERE      PNUMERO=PNO
     GROUP BY   PNUMERO, PJNOME
     HAVING     COUNT (*) > 2;
```

Observe que, enquanto as condições de seleção da cláusula WHERE limitam as *tuplas* nas quais as funções serão aplicadas, a cláusula HAVING serve para escolher *grupos inteiros*. A Figura 8.6b ilustra o uso da HAVING e mostra o resultado da Q26.

Consulta 27

Para cada projeto, recupere seu número, seu nome e o número de empregados do departamento 5 que nele trabalhem.

```
Q27: SELECT     PNUMERO, PNOME, COUNT (*)
     FROM       PROJETO, TRABALHA_EM, EMPREGADO
     WHERE      PNUMERO=PNO AND SSN=ESSN AND DNO=5
     GROUP BY PNUMERO, PNOME;
```

Aqui restringimos as tuplas da relação (e daí as tuplas de cada grupo) àquelas que satisfazem a condição especificada na cláusula WHERE — a saber, aquelas dos que trabalham no departamento 5. Note que precisamos de cuidado extra quando são aplicadas duas condições diferentes (uma função na cláusula SELECT e outra na cláusula HAVING). Por exemplo, suponha que queiramos contar, em cada departamento, o número *total* de empregados cujos salários excedam os 40 mil dólares, mas somente para os departamentos onde houver mais de cinco empregados. Aqui, a condição (SALÁRIO>40000) aplica-se apenas à função COUNT da cláusula SELECT. Suponha que escrevamos a seguinte consulta *incorreta*:

```
SELECT     DNOME, COUNT (*)
FROM       DEPARTAMENTO, EMPREGADO
WHERE      DNUMERO=DNO AND SALARIO>40000
GROUP BY   DNOME
HAVING     COUNT (*) > 5;
```

Ela é incorreta porque vai selecionar somente os departamentos que tiverem mais de cinco empregados *que ganham mais de 40 mil dólares cada*. A regra é executar primeiro a cláusula WHERE, para selecionar as tuplas individualmente; a cláusula HAVING será aplicada depois, para selecionar grupos de tuplas individuais. Assim, as tuplas já estarão limitadas aos empregados que ganham mais de 40 mil dólares *antes* de a função da cláusula HAVING ser aplicada. Um jeito de formular corretamente essa consulta é usar uma consulta aninhada, como mostrado na Consulta 28.

Consulta 28

Para cada departamento que tenha mais de cinco empregados, recupere o número do departamento e o número dos empregados que recebem mais de 40 mil dólares.

```
Q28: SELECT     DNUMERO, COUNT (*)
     FROM       DEPARTAMENTO, EMPREGADO
     WHERE      DNUMERO=DNO AND SALARIO>40000 AND
                DNO IN     (SELECT     DNO
                            FROM       EMPREGADO
                            GROUP BY   DNO
                            HAVING     COUNT (*) > 5)
     GROUP BY DNUMERO;
```

8.5.9 Discussão e Resumo das Consultas SQL

Uma consulta em SQL pode conter mais de seis cláusulas, porém, somente as duas primeiras são obrigatórias — SELECT e FROM. As cláusulas são especificadas na seguinte ordem, e as cláusulas entre colchetes [...] são opcionais:

SELECT <ATRIBUTOS E LISTA DE FUNCOES>
FROM <LISTA DE TABELAS>
[**WHERE** <CONDICAO>]
[**GROUP BY** <ATRIBUTO(S) AGRUPADO(S)>]
[**HAVING** <CONDICAO DE AGRUPAMENTO>]
[**ORDER BY** <LISTA DE ATRIBUTOS>];

A cláusula SELECT relaciona os atributos ou as funções que serão recuperados. A cláusula FROM especifica todas as relações (tabelas) necessárias à consulta, incluindo as relações que serão compostas pela junção, mas não as usadas em consultas aninhadas. A cláusula WHERE especifica as condições para a seleção de tuplas das relações, incluindo as condições para as junções, se necessário. A cláusula GROUP BY estabelece os atributos de agrupamento, embora a cláusula HAVING especifique uma condição sobre os grupos que estão sendo selecionados em vez de condições sobre as tuplas individualmente. As funções construtoras das funções agregadas COUNT, SUM, MIN, MAX e AVG são utilizadas em conjunto com o agrupamento, ainda que também possam ser aplicadas sobre todas as tuplas selecionadas em uma consulta sem a cláusula GROUP BY. Finalmente, ORDER BY especifica uma ordenação para a apresentação do resultado da consulta.

Uma consulta se desenrola, *conceitualmente*,[12] primeiro pela aplicação da cláusula FROM (para identificar todas as tabelas envolvidas na consulta ou para concretizar alguma junção de tabelas), seguida da cláusula WHERE, então pelas cláusulas GROUP BY e HAVING. Conceitualmente, ORDER BY é aplicada no final para mesclar o resultado da consulta. Se nenhuma das três últimas cláusulas (GROUP BY, HAVING e ORDER BY) forem especificadas, poderemos *pensar conceitualmente* que a consulta estará sendo executada como segue: Para *cada combinação de tuplas* — cada uma proveniente de uma das relações determinadas na cláusula FROM — se desenvolve a cláusula WHERE; se o resultado for TRUE, serão colocados os valores dos atributos especificados na cláusula SELECT dessa combinação de tuplas no resultado da consulta. Naturalmente, essa não é uma maneira eficiente para a implementação da consulta em um sistema real, e cada SGBD possui rotinas especiais de otimização de consultas para determinar um plano de execução que seja eficiente. Vamos discutir o processamento e a otimização de consultas nos capítulos 15 e 16.

Em geral, uma mesma consulta SQL pode ser especificada de muitas maneiras diferentes. Essa flexibilidade na especificação de consultas possui vantagens e desvantagens. A principal vantagem é que o usuário pode escolher a técnica com a qual se sente mais confortável. Por exemplo, muitas consultas podem ser determinadas pelas condições de junção dentro da cláusula WHERE, ou usando junção de relações na cláusula FROM, ou por intermédio de alguma forma de consulta aninhada com o operador de comparação IN. Alguns usuários podem se sentir mais confortáveis com uma abordagem, enquanto outros preferem outra. Do ponto de vista do programador e do sistema, considerando-se a otimização de consultas, geralmente é preferível formular uma consulta com o mínimo de aninhamentos e ordenações possíveis.

A desvantagem de haver inúmeras formas de especificar uma mesma consulta é confundir o usuário, que pode não saber que técnica usar para formular um determinado tipo de consulta. Outro problema é que pode ser mais eficiente executar uma consulta de um jeito que de outro. O ideal seria não depender desses modos de formulação: o SGBD deveria processar a mesma consulta do mesmo jeito, independentemente do modo como fosse formulado. Mas isso é muito difícil na prática, uma vez que o SGBD possui diferentes métodos para processar consultas diferentes. Assim, o usuário tem como responsabilidade adicional determinar qual formulação é mais eficiente. O ideal seria que sua única preocupação fosse formular a consulta corretamente. Seria responsabilidade do SGBD executar a consulta de maneira eficiente. Na prática, no entanto, é de grande ajuda se o usuário souber quais tipos de construtores tornam o processamento de uma consulta mais trabalhoso que outros (Capítulo 16).

12 A forma real de ordenação de uma consulta depende da implementação; essa é apenas uma forma de visão conceitual da consulta de modo a formulá-la corretamente.

8.6 Comandos INSERT (Inserção), DELETE (Exclusão) e UPDATE (Atualização) em SQL

Em SQL podem ser usados três comandos para modificar o banco de dados: INSERT, DELETE e UPDATE. Discutiremos cada um deles.

8.6.1. O comando INSERT

Em sua forma mais simples, o INSERT é usado para adicionar uma única tupla em uma relação. Devemos estabelecer o nome da relação e uma lista de valores para a tupla. Os valores devem ser relacionados *na mesma ordem* em que foram especificados os atributos correspondentes no comando CREATE TABLE. Por exemplo, para adicionar uma nova tupla à relação EMPREGADO da Figura 5.5, formulada pelo comando CREATE TABLE EMPREGADO da Figura 8.1, podemos usar U1:

```
U1: INSERT INTO EMPREGADO
    VALUES      ('Richard', 'K', 'Marini', '653298653', '1962-12-30', '98
                Oak Forest,Katy,TX', 'M', 37000, '987654321', 4);
```

Uma segunda forma do comando INSERT permite ao usuário especificar explicitamente os nomes dos atributos que receberão os valores fornecidos por esse comando. Essa maneira é útil se uma relação possuir muitos atributos, mas somente para alguns poucos serão designados valores na nova tupla. Entretanto, os valores (*values* da cláusula INSERT) deverão incluir todos os atributos com especificação NOTNULL *e* sem o valor *default*. Os atributos com NULL permitido ou os valores DEFAULT serão aqueles que podem ser *deixados de fora*. Por exemplo, para inserir uma tupla de um novo EMPREGADO para o qual sabemos apenas os atributos PNOME, UNOME, DNO e SSN, podemos usar U1A:

```
U1A: INSERT INTO   EMPREGADO (PNOME, UNOME, DNO, SSN)
     VALUES        ('Richard', 'Marini', 4, '653298653');
```

Os atributos que não foram especificados em U1A serão registrados com seus valores DEFAULT ou NULL, e os valores são relacionados na mesma ordem que os *atributos forem listados no próprio comando* INSERT. Também é possível inserir em uma relação *diversas tuplas*, separadas por vírgulas, em um único comando INSERT. Os valores relativos de *cada tupla* serão colocados entre parênteses.

Um SGBD que implemente a SQL-99 deve dar suporte e forçar todas as restrições de integridade que podem ser utilizadas na DDL. Entretanto, alguns SGBDs não incorporam todas as restrições, como forma de manter sua eficiência, e por causa da complexidade exigida para garantir todas as restrições. Se um sistema não dá suporte a alguma restrição — digamos, a de integridade referencial —, os usuários ou os programadores precisam garantir essa restrição. Por exemplo, se executarmos o comando U2 para o banco de dados mostrado na Figura 5.6, um SGBD que não desse suporte à integridade referencial faria a inserção mesmo não havendo nenhuma tupla DEPARTAMENTO no banco de dados com DNUMERO = 2. É responsabilidade do usuário checar se existe alguma restrição violada, uma vez *que essa verificação não é implementada no SGBD*. No entanto, os SGBDs deveriam implementar as verificações de modo a garantir todas as restrições de integridade *previstas* na SQL. Um SGBD que implementa NOT NULL vai rejeitar um comando INSERT, no qual um atributo declarado como NOTNULL não tenha nenhum valor; por exemplo, U2A poderia ser *rejeitado* porque o valor do SSN não foi informado:

```
U2:  INSERT INTO  EMPREGADO (PNOME, UNOME, SSN, DNO)
     VALUES       ('Robert', 'Hatcher', '980760540', 2);
     (* U2 seria rejeitado se o SGBD implementasse a integridade referencial *)

U2A: INSERT INTO  EMPREGADO (PNOME, UNOME, DNO)
     VALUES       ('Robert', 'Hatcher', 5);
     (* U2A seria rejeitado se houvesse a verificação para impedir o registro de valores null pelo SGBD*)
```

Uma variação do comando INSERT é a inserção de diversas tuplas em uma relação por meio da conjunção da inserção do *resultado de uma consulta* em uma nova relação, que será criada. Por exemplo, para criar uma tabela temporária que tenha o nome de 'número de empregados' e que contenha o total de salários de cada departamento, podemos formular o comando U3A e U3B:

```
U3A: CREATE TABLE  DEPTS_INFO
     (DEPT_NOME    VARCHAR(15),
     NO_DE_EMPS    INTEGER,
     TOTAL_SAL     INTEGER);
U3B: INSERT INTO   DEPTS_INFO (DEPT_NOME, NO_DE_EMPS,
                   TOTAL_SAL)
     SELECT        DNOME, COUNT (*), SUM (SALARIO)
     FROM          (DEPARTAMENTO JOIN EMPREGADO ON
                   DNUMERO=DNO)
     GROUP BY      DNOME;
```

A tabela DEPTS_INFO será criada por U3A e carregada com as informações resumidas recuperadas do banco de dados pela consulta U3B. Poderemos, assim, consultar DEPTS_INFO como qualquer outra relação; quando não precisarmos mais dela, poderemos removê-la usando o comando DROP TABLE. Observe que a tabela DEPTS_INFO não poderá ser atualizada, isto é, se atualizarmos as tabelas DEPARTAMENTO ou EMPREGADO depois de emitir o U3B, as informações de DEPTS_INFO *permanecerão desatualizadas*. Temos de criar uma visão (*view*), (Seção 9.2) para manter essa tabela atualizada.

8.6.2 O Comando DELETE

O comando DELETE remove tuplas de uma relação. Se incluir a cláusula WHERE, similar à que é usada nas consultas SQL, serão selecionadas as tuplas que serão deletadas. As tuplas serão explicitamente removidas de uma única tabela de cada vez. Entretanto, as remoções poderão propagar-se nas tuplas de outras relações, se forem definidas, em DDL, *ações engatilhadas (referential triggered actions)* nas restrições de integridade (Seção 8.2.2).[13] Dependendo do número de tuplas selecionadas na condição da cláusula WHERE, poderão ser excluídas nenhuma, uma ou várias tuplas em um único comando DELETE. A omissão da cláusula WHERE determina que todas as tuplas da relação serão excluídas; entretanto, a definição da tabela, vazia,[14] permanecerá no banco de dados. Os comandos DELETE em U4A a U4D, se aplicados independentemente no banco de dados da Figura 5.6, vão excluir, respectivamente, zero, uma, quatro e todas as tuplas da relação EMPREGADO:

```
U4A: DELETE FROM   EMPREGADO
     WHERE         UNOME='Brown';
U4B: DELETE FROM   EMPREGADO
     WHERE         SSN='123456789';
U4C: DELETE FROM   EMPREGADO
     WHERE         DNO IN (SELECT    DNUMERO
                           FROM      DEPARTAMENTO
                           WHERE     DNOME='Pesquisa');
U4D: DELETE FROM   EMPREGADO;
```

8.6.3 O Comando UPDATE

O comando UPDATE é usado para modificar os valores dos atributos de uma ou mais tuplas. Como o comando DELETE, a cláusula WHERE em um comando UPDATE seleciona as tuplas de uma única relação que serão modificadas. Entretanto, uma atualização no valor da chave primária pode propagar-se para os valores das chaves estrangeiras, nas tuplas de outras relações, se essa *ação engatilhada* for especificada em DDL nas restrições de integridade referencial (Seção 8.2.2). Uma cláusula adicional SET, dentro do comando UPDATE, especifica os atributos que serão modificados e seus novos valores. Por exemplo, para alterar a localização e o número do departamento que controla o projeto número 10 para, respectivamente,'Bellaire' e 5, usaremos U5:

```
U5: UPDATE    PROJETO
    SET       PLOCALIZACAO = 'Bellaire', DNUM = 5
    WHERE     PNUMERO=10;
```

13 Outras ações poderão ser aplicadas automaticamente por meio dos gatilhos (Seção 24.1) e de outros mecanismos.

14 Devemos usar o comando DROP TABLE para remover a definição da tabela (Seção 8.3.1).

Um único comando UPDATE pode modificar várias tuplas. Um exemplo disso é dar um aumento de salário de 10% a todos os empregados do departamento 'Pesquisa', como mostrado na U6. Nessa formulação, a modificação do valor SALARIO depende do valor original do SALARIO de cada tupla, assim, serão necessárias duas referências ao atributo SALARIO. Na cláusula SET, a referência para o atributo SALARIO à direita refere-se ao valor antigo de SALARIO, *antes da modificação*, e à esquerda, ao novo valor do SALARIO, *após a modificação*:

```
U6: UPDATE   EMPREGADO
    SET      SALARIO = SALARIO *1.1
    WHERE    DNO IN (SELECT   DNUMERO
                     FROM     DEPARTAMENTO
                     WHERE    DNOME='Pesquisa');
```

Também é possível especificar o novo valor de um atributo como NULL ou DEFAULT. Observe que cada comando UPDATE refere-se explicitamente a somente uma relação. Para modificar as diversas relações, precisaremos emitir diversos comandos UPDATE.

8.7 Outras Funcionalidades da SQL

A SQL possui funcionalidades adicionais que não descreveremos neste capítulo, mas que discutiremos em outras partes deste livro. São elas:

- A SQL tem capacidade de especificar as restrições genéricas, chamadas asserções, usando o comando CREATE ASSERTION, que é descrito na Seção 9.1.
- A SQL possui construtores de linguagem para a especificação de visões (*views*), também conhecidas como tabelas virtuais, usando o comando CREATE VIEW. As visões são derivadas de tabelas básicas declaradas por meio do comando CREATE TABLE e são discutidas na Seção 9.2.
- A SQL possui técnicas diferentes para a criação de programas em várias linguagens de programação que podem incluir os comandos SQL para acessar um ou mais bancos de dados. Estas possuem SQL embutida (e dinâmica), SQL/CLI (*Call Language Interface* — interface para a chamada de linguagem), e seu predecessor ODBC (*Open Data Base Connectivity* — conectividade para o banco de dados aberta) e SQL/PSM (*Program Stored Modules* — módulos de programas armazenados). Discutiremos as diferenças entre essas técnicas na Seção 9.3, e então cada uma das técnicas entre as seções 9.4 e 9.6. Também discutiremos como acessar o banco de dados SQL pela linguagem de programação Java usando JDBC e SQLJ.
- Cada SGBDR comercial tem, além dos comandos SQL, um conjunto de comandos para a especificação dos parâmetros de projeto do banco de dados físico, bem como as estruturas de arquivos para as relações e os caminhos de acesso, como índices. Chamamos esses comandos, no Capítulo 2, de *linguagem para a definição de armazenamento* (*storage definition language* — *SDL*). As primeiras versões da SQL possuíam comandos para a **criação de índices**, mas estes foram removidos da linguagem porque não estavam no nível do esquema conceitual (Capítulo 2).
- A SQL possui comandos para o controle de transações. Eles são usados para especificar as unidades de processamento com o propósito de controle de concorrência e recuperação do banco de dados. Discutiremos esses comandos no Capítulo 17, após discutirmos os conceitos de transações com mais detalhes.
- A SQL possui construtores de linguagem para a especificação de *concessão e revogação de privilégios* aos usuários. Os privilégios normalmente correspondem a ter direito ao uso de determinados comandos SQL para acesso a certas relações. Para cada relação é designado um proprietário, e o proprietário ou o DBA pode conceder a um grupo de usuários o privilégio de usar um comando SQL — como SELECT, INSERT, DELETE ou UPDATE — para acessar uma relação. Adicionalmente, o DBA pode conceder privilégios para a criação de esquemas, tabelas ou visões para determinados usuários. Esses comandos SQL — chamados **GRANT** ou **REVOKE** — serão discutidos no Capítulo 23, no qual será tratada a questão da segurança e da autoridade de banco de dados.
- A SQL possui construtores de linguagem para a criação de gatilhos (*triggers*). Estes são, em geral, referidos como técnicas para **banco de dados ativo**, uma vez que especificam as ações que são automaticamente disparadas quando um evento, como as atualizações, ocorre no banco de dados. Discutiremos essas funcionalidades na Seção 24.1, na qual serão abordados os conceitos de banco de dados ativo.

- A SQL vem abrangendo diversas funcionalidades dos modelos orientados a objeto a fim de incorporar os recursos mais poderosos, adicionando vantagens aos sistemas relacionais conhecidos como **objeto-relacional**. Essas vantagens são a criação de atributos com estruturas mais complexas (também chamadas **relações aninhadas** — *nested relations*), especificando os tipos de dados abstratos (chamados **UDTs** ou *user-defined types* — tipos de dados definidos pelo usuário) para os atributos e as tabelas, criando **identificadores de objeto** para referência às tuplas e especificando as **operações** em tipos, discutidos no Capítulo 22.
- A SQL e o banco de dados relacional podem interagir com novas tecnologias, como XML (*eXtended Markup Language*; Capítulo 26) e OLAP (*On Line Analytical Processing for Data Warehouses*; Capítulo 28).

8.8 RESUMO

Neste capítulo apresentamos a linguagem de banco de dados SQL. Essa linguagem, ou suas variações, tem sido implementada como interface em diversos SGBDs comerciais, incluindo Oracle, DB2 e SQL/DS da IBM, SQL Server e ACCESS da Microsoft, INGRES, INFORMIX e SYBASE. A versão original da SQL foi implementada em um SGBD chamado SYSTEM R, que foi desenvolvido pela IBM Research. A SQL foi projetada para ser uma linguagem abrangente, incluindo as declarações para a definição de dados, consultas, visões e especificação de restrições. Discutimos várias dessas declarações em seções específicas deste capítulo. No final desta seção, debatemos as funcionalidades adicionais que serão descritas ao longo deste livro. Nossa ênfase foi o padrão SQL-99.

A Tabela 8.2 resume a sintaxe (ou a estrutura) de várias declarações SQL. Essa síntese não pretende ser completa nem descrever todos os construtores SQL possíveis; ela serve para uma consulta rápida para a maioria dos construtores disponíveis em SQL. Usamos a notação BNF, na qual os símbolos que não são fixos são mostrados entre os sinais <...>, as partes opcionais são mostradas entre colchetes [...], as repetições estão entre chaves {...} e as alternativas, entre parênteses (... | ... | ...).[15]

TABELA 8.2 Resumo da Sintaxe SQL

```
CREATE TABLE  <nome da tabela> (<nome da coluna> <tipo da coluna> [<restricoes de atributos>]
                               {,<nome da coluna> <tipo da coluna> [<restricoes de atributos>]}
                               [<restrições de tabelas> {,<restricoes de tabelas>}])

DROP TABLE <nome da tabela>

ALTER TABLE <nome da tabela> ADD <nome da coluna> < tipo da coluna>

SELECT [DISTINCT] <lista de atributos>
FROM (<nome da tabela> {<alias>} | <tabelas em juncao>) {, (<nome da tabela> { <alias>} | <tabelas em juncao>}
[WHERE <condicoes>]
[GROUP BY <atributos de agrupamento> [HAVING <condicao para a selecao de grupos>]]
[ORDER BY <nome da coluna> [<ordenacao>] {, <nome da coluna> [<ordenacao]}]

<lista de atributos>::=(*|(<nome da coluna> | <funcao> (([DISTINCT] <nome da coluna> | * )))
                            {, (<nome da coluna> | <funcao> (([DISTINCT] <nome da coluna> | * ))))}
<atributos de agrupamento>::= <nome da coluna> {, <nome da coluna>}
<ordenacao>::= (ASC | DESC)

INSERT INTO <nome da tabela> [(<nome da coluna>{, <nome da coluna>})]
(VALUES (<valores constantes>, {<valores constantes>}) {, (<valores constantes>{,<valores constantes>})} |
<declaracao SELECT>)

DELETE FROM <nome da tabela>
[ WHERE <condicoes de selecao> ]

UPDATE <nome da tabela>
SET <nome da coluna> = <expressao de valores> {, <nome da coluna> = <expressao de valores>}
```

15 A sintaxe completa da SQL-99 é descrita em documentos volumosos com centenas de páginas.

```
[ WHERE<condicao de selecao> ]

CREATE [ UNIQUE ] INDEX <nome do indice>
ON <nome da tabela> (<nome da coluna> [<ordenacao> {,   (<nome da coluna> [<ordenacao>]})
[CLUSTER]

DROP INDEX <nome do indice>

CREATE VIEW <nome da visao> [(<nome da coluna> {, <nome da coluna> })]
AS <declaração SELECT>

DROP VIEW <nome da visao>
```

*Os dois últimos comandos não fazem parte do padrão SQL2.

Questões para Revisão

8.1. Como as relações (tabelas) em SQL diferem das relações definidas formalmente no Capítulo 5? Discuta outras diferenças na terminologia. Por que a SQL não permite tuplas repetidas em uma tabela ou no resultado de uma consulta?
8.2. Relacione os tipos de dados que são permitidos como atributos SQL.
8.3. Como a SQL viabiliza a implementação das restrições de integridade de entidade e referencial, descritas no Capítulo 5? E as ações referenciais engatilhadas (*triggered actions*)?
8.4. Descreva as seis cláusulas da sintaxe das consultas SQL e mostre quais os tipos de construtores que podem ser especificados em cada uma das seis. Quais cláusulas são obrigatórias e quais são opcionais?
8.5. Descreva conceitualmente como uma consulta SQL pode ser executada, especificando a ordem conceitual para a execução de cada uma das seis cláusulas.
8.6. Discuta como os NULLs são tratados em operadores de comparação na SQL. Como são tratados os NULLs quando funções agregadas são aplicadas em uma consulta em SQL? Como os NULLs são tratados se existirem em atributos agrupados?

Exercícios

8.7. Considere o banco de dados mostrado na Figura 1.2 cujo esquema é mostrado na Figura 2.1. Quais são as restrições de integridade referencial que poderiam ser obtidas nesse esquema? Escreva as declarações DDL SQL para a definição do banco de dados.
8.8. Repita o Exercício 8.7, mas usando o banco de dados do esquema COMPANHIA AEREA da Figura 5.8.
8.9. Considere o esquema do banco de dados relacional BIBLIOTECA da Figura 6.12. Escolha a ação apropriada (*reject*, *cascade*, *set to null*, *set to default*) para cada restrição de integridade referencial, tanto para a *exclusão* da tupla quanto para a *atualização* de um valor do atributo-chave primário da tupla referida. Justifique suas escolhas.
8.10. Escreva as declarações DDL SQL apropriadas para definir o esquema do banco de dados relacional BIBLIOTECA da Figura 6.12. Especifique as chaves e as ações referenciais engatilhadas apropriadas.
8.11. Escreva as consultas SQL para aquelas do banco de dados BIBLIOTECA do Exercício 6.18.
8.12. Como podem ser garantidas as restrições de chave e de chave estrangeira pelo SGBD? Essa técnica que você sugeriu é difícil de implementar? A verificação da restrição pode ser executada eficientemente quando são aplicadas as atualizações no banco de dados?
8.13. Especifique as consultas do Exercício 6.16 em SQL. Mostre o resultado de cada consulta se ela fosse aplicada ao banco de dados EMPRESA da Figura 5.6.
8.14. Especifique as seguintes consultas adicionais ao banco de dados da Figura 5.5, em SQL. Mostre os resultados das consultas se cada uma fosse aplicada ao banco de dados da Figura 5.6.
   a. Para cada departamento cuja média de salários dos empregados for maior que 30 mil dólares, recupere o nome desse departamento e o número de empregados que trabalham nesse departamento.
   b. Suponha que queiramos saber o número dos empregados do sexo masculino em cada departamento, em vez de todos os empregados (como no Exercício 8.14a). Poderemos expressar essa consulta em SQL? Por que sim ou por que não?
8.15. Especifique as atualizações para os Exercícios 5.10 usando os comandos de atualização SQL.
8.16. Especifique as seguintes consultas em SQL para o banco de dados da Figura 1.2:
   a. Recupere os nomes de todos os estudantes veteranos graduados em 'CC' (ciências da computação).

b. Recupere os nomes de todos os cursos em que o professor King deu aulas entre 1998 e 1999.
c. Para cada disciplina do professor King, recupere o número do curso, o semestre, o ano e o número de estudantes dessa disciplina.
d. Recupere o nome e o histórico escolar de cada estudante veterano (Turma = 5) graduando em CC. Um histórico escolar compreende o nome do curso, seu número, créditos, semestre, ano e a nota obtida em cada curso completo do estudante.
e. Recupere os nomes e o departamento dos estudantes classe A (estudantes que têm nota A em todos os cursos realizados).
f. Recupere os nomes e o departamento de todos os estudantes que não obtiveram uma nota A em nenhum dos cursos que realizaram.

8.17. Escreva declarações de atualização SQL para fazer as seguintes modificações no esquema do banco de dados mostrado na Figura 1.2:
a. Insira o novo estudante <'Johnson', 25, 1, 'MAT'>, no banco de dados.
b. Altere a classe do aluno 'Smith' para 2.
c. Insira o novo curso, <'Engenharia do Conhecimento', 'CC4390', 3, 'CC'>.
d. Apague o registro do aluno cujo nome seja 'Smith' e cujo número seja 17.

8.18. Especifique as consultas e as atualizações dos Exercícios 6.17 e 5.11, os quais se referem ao banco de dados COMPANHIA AEREA (Figura 5.8), em SQL.

8.19. a. Faça um projeto de um esquema de banco de dados relacional para uma aplicação de banco de dados pessoal.
b. Declare suas relações usando DDL SQL.
c. Especifique algumas consultas em SQL que serão necessárias para sua aplicação de banco de dados.
d. Com base nas expectativas de uso do seu banco de dados, escolha alguns dos atributos para a indexação.
e. Implemente seu banco de dados se você tiver um SGBD que dê suporte à SQL.

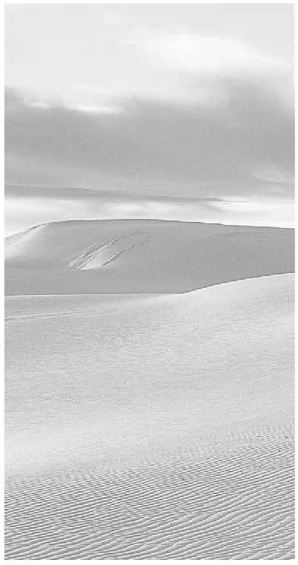
8.20. Especifique as respostas para os Exercícios 6.19 ao 6.21 e para o Exercício 6.23 em SQL.

Bibliografia Selecionada

A linguagem SQL, denominada originalmente SEQUEL, teve por base a linguagem SQUARE (*Specifying Queries as Relational Expressions*), descrita por Boyce *et al.* (1975). A sintaxe da SQUARE foi modificada em SEQUEL (Chamberlin e Boyce, 1974) e então em SEQUEL 2 (Chamberlin *et al.* 1976), na qual a SQL é baseada. A implementação da SEQUEL foi feita pela IBM Research em San Jose, Califórnia.

Reisner (1977) descreve os fatores humanos na evolução da SEQUEL, na qual ela acha que os usuários têm algumas dificuldades para a especificação correta das condições de junção e de agrupamento. Date (1984b) faz uma crítica à linguagem SQL, ressaltando suas potencialidades e imperfeições. Date e Darwen (1993) descrevem a SQL2. A ANSI (1986) delineou o padrão original SQL e a ANSI (1992) descreveu o padrão SQL2. Vários vendedores de manuais descrevem as características da SQL como a que foi implementada no DB2, SQL/DS, Oracle, INGRES, INFORMIX e outros produtos comerciais de SGBD. Melton e Simon (1993) têm um tratamento abrangente da SQL2. Horowitz (1992) discute alguns problemas relativos à integridade referencial e à propagação de atualizações na SQL2.

A questão das atualizações de uma visão é, entre outros, tratada por Dayal e Bernstein (1978), Keller (1982) e Langerak (1990). As implementações de visões são discutidas em Blakeley *et al.* (1989). Negri *et al.* (1991) descrevem a semântica formal das consultas SQL.



9

Mais SQL: Asserções (Assertions), Visões (Views) e Técnicas de Programação

Nos capítulos anteriores descrevemos alguns aspectos da linguagem SQL, o padrão para o banco de dados relacional. Descrevemos as declarações SQL para a definição de dados, modificação de esquemas, consultas e atualizações. Também descrevemos a forma pela qual as restrições, como as de chave e referencial, são especificadas. Neste capítulo apresentaremos alguns aspectos adicionais da SQL. Começaremos a Seção 9.1 descrevendo a declaração CREATE ASSERTION, que permite a determinação de restrições genéricas sobre o banco de dados. Na Seção 9.2 descreveremos as facilidades SQL para a definição de visões (*views*) do banco de dados. Estas também são chamadas *tabelas virtuais* ou *derivadas*, pois mostram ao usuário o que parece ser uma tabela; entretanto, suas informações são derivadas de tabelas previamente definidas.

As outras seções deste capítulo discutem as diversas técnicas de acesso a banco de dados por meio de programas. A maioria dos acessos a bancos de dados, em situações práticas, é feita por intermédio de programas de software que implementam as **aplicações de um banco de dados**. Esses softwares são normalmente desenvolvidos em linguagens de propósito geral como JAVA, COBOL ou C/C++. Relembrando a Seção 2.3.1: Quando uma declaração de um banco de dados é inserida em um programa, a linguagem de programação utilizada é chamada *linguagem hospedeira* (*host language*), enquanto a linguagem de um banco de dados — SQL, no nosso caso — é conhecida como *sublinguagem de dados*. Em alguns casos, as *linguagens especiais de programação de um banco de dados* são desenvolvidas especificamente para a implementação de aplicações de um banco de dados. Embora muitas dessas linguagens tenham sido desenvolvidas como protótipos de pesquisa, algumas linguagens notáveis de programação para o banco de dados acabaram tendo seu uso disseminado, como o PL/SQL (*Programming Language*/SQL) da ORACLE.

Começaremos nossa apresentação de programação para o banco de dados na Seção 9.3, com uma visão geral das diferentes técnicas desenvolvidas para o acesso a um banco de dados por meio de programas. Assim, na Seção 9.4, discutiremos as regras para embutir as declarações SQL em uma linguagem de programação de uso geral, normalmente conhecida por SQL *embutida*. Essa seção também discutirá rapidamente a SQL *dinâmica*, cujas consultas podem ser construídas dinamicamente em tempo de execução, e apresenta as bases da SQLJ, uma variação da SQL embutida que foi desenvolvida especificamente para a linguagem de programação JAVA. Na Seção 9.5 discutiremos as técnicas conhecidas por SQL/CLI (*Call Level Interface* — interface em nível de chamada), na qual uma biblioteca de procedimentos e funções proporciona acesso ao banco de dados. Foram propostos vários conjuntos de funções para essa biblioteca. O conjunto de funções da SQL/CLI é fornecido pelo padrão SQL. A ODBC (*Open Data Base Connectivity* — conectividade aberta de um banco de dados) é outra biblioteca de funções. Não descreveremos a ODBC aqui, pois ela é considerada predecessora da SQL/CLI. A terceira biblioteca de funções — que descreveremos — é a JDBC, desenvolvida especialmente para o acesso a banco de dados por meio de JAVA. Finalmente, na Seção 9.6, discutiremos a SQL/PSM (*Persistent Stored Modules* — módulos persistentes), que é uma parte do padrão SQL que permite o armazenamento persistente de módulos — procedimentos e funções — de programas pelo SGBD, acessados por meio de SQL. A Seção 9.7 resume o capítulo.

9.1 Especificando as Restrições Genéricas por Asserções

Em SQL, os usuários podem especificar as restrições genéricas — que não se enquadram em nenhuma das categorias descritas na Seção 8.2 — via **asserções declarativas**, usando a declaração **CREATE ASSERTION** da DDL. Em uma asserção, é dado um nome à restrição por meio de uma condição semelhante à cláusula WHERE de uma consulta SQL. Por exemplo, para especificar a restrição 'O salário de um empregado não pode ser maior que o salário do gerente do departamento em que ele trabalha' em SQL, precisaremos formular a seguinte asserção:

```
CREATE ASSERTION LIMITE_SALARIO
CHECK (NOT EXISTS
        (SELECT *
        FROM   EMPREGADO E, EMPREGADO M, DEPARTAMENTO D
        WHERE  E.SALARIO>M.SALARIO AND
               E.DNO=D.DNUMERO AND
               D.SSNGER=M.SSN) );
```

A restrição LIMITE_SALARIO é seguida da palavra-chave CHECK, que é seguida da **condição** entre parênteses que precisa ser verdadeira em todos os estados do banco de dados para que a asserção seja satisfeita. O nome da restrição pode ser usado posteriormente para sua referência, modificação ou eliminação. O SGBD é responsável por garantir que a condição não seja violada. Pode ser usada qualquer condição na cláusula WHERE, mas muitas condições podem ser especificadas utilizando-se o estilo EXISTS e NOT EXISTS das condições SQL. Sempre que alguma tupla no banco de dados fizer com que uma condição ASSERTION evolua para FALSE, a restrição será **violada**. A restrição será **satisfeita** para um dado estado do banco de dados, se nenhuma *combinação de tuplas* no banco de dados violar essa restrição.

A técnica básica para a formulação de asserções é especificar uma consulta que selecione as tuplas que *violem a condição desejada*. Por meio da inclusão dessa consulta em uma cláusula NOT EXISTS, a asserção especificará que o resultado dessa consulta deverá ser vazio. Logo, a asserção será violada se o resultado da consulta não for vazio. Em nosso exemplo, a consulta seleciona todos os empregados cujos salários sejam maiores que o do gerente de seu departamento. Se o resultado dessa consulta não for vazio, a asserção será violada.

Observe que a cláusula CHECK e a condição da restrição podem ser usadas também para especificar as restrições nos atributos e nos domínios (Seção 8.2.1) e nas tuplas (Seção 8.2.4). A maior diferença entre uma CREATE ASSERTION e as outras duas é que a cláusula CHECK da SQL em um atributo, um domínio ou uma tupla fará a checagem *somente quando as tuplas forem inseridas ou atualizadas*. Assim, a verificação poderá ser implementada com maior eficiência pelo SGBD nesses casos. O projetista do esquema poderia usar CHECK em atributos, nos domínios e nas tuplas apenas quando estiver certo de que a restrição *só poderá ser violada pela inserção ou atualização de tuplas*. Porém, o projetista deveria usar CREATE ASSERTION somente nos casos em que não for possível usar CHECK nos atributos, nos domínios ou nas tuplas, assim a verificação será implementada com maior eficiência pelo SGBD.

Outra declaração relacionada ao CREATE ASSERTION na SQL é a CREATE TRIGGER, mas os gatilhos serão usados de modo diferente. Em muitos casos é conveniente especificar o tipo de ação que deverá ser tomado quando certos eventos ocorrerem ou quando certas condições forem satisfeitas. Em vez de oferecer aos usuários somente a opção para a interrupção de uma operação que cause violação — como pela CREATE ASSERTION —, o SGBD poderia dispor de outras opções. Por exemplo, pode ser útil especificar uma condição em que, quando houver uma violação, os outros usuários sejam informados. Um gerente gostaria de ser informado, por meio do envio de uma mensagem, se as despesas de um empregado em viagem excedessem certo limite. A ação que o SGBD poderia tomar, nesse caso, é enviar a mensagem adequada ao usuário em questão. A condição será, assim, usada para **monitorar** o banco de dados. Outras ações poderiam ser especificadas, como executar um determinado procedimento armazenado (*stored procedure*) ou engatilhar outras atualizações. A declaração CREATE TRIGGER, na SQL, é usada para implementar essas ações. Um **gatilho** (trigger) especifica um **evento** (como uma operação de atualização no banco de dados em particular), uma **condição** e uma **ação**. A ação será executada automaticamente se uma condição for satisfeita quando ocorrer um determinado evento. Vamos abordar os gatilhos em detalhes na Seção 24.1 quando descreveremos o *banco de dados ativo*.

9.2 Visões (Views — Tabelas Virtuais) em SQL

Nesta seção introduziremos o conceito de visão em SQL. Mostraremos como as visões são especificadas, discutiremos o problema das atualizações das visões e como uma visão pode ser implementada em um SGBD.

9.2.1 Conceito de Visão em SQL

Uma **visão**, na terminologia SQL, é uma tabela única derivada de outra tabela,[1] que pode ser uma tabela básica ou uma visão previamente definida. Uma visão não existe de forma física, ela é considerada uma **tabela virtual**, em contraste com as tabelas básicas, cujas tuplas são realmente armazenadas no banco de dados. Isso limita as operações de atualização possíveis para as visões, embora não imponha nenhuma limitação para as consultas.

Podemos imaginar uma visão como um meio para a especificação de uma tabela que precise ser consultada freqüentemente, embora ela não exista fisicamente. Por exemplo, na Figura 5.5, podemos precisar de consultas freqüentes que recuperem os nomes dos empregados e os projetos nos quais eles trabalham. Em vez de formular uma junção entre as tabelas EMPREGADO, TRABALHA_EM e PROJETO toda vez que isso for necessário, podemos definir uma visão cujo resultado seja essa junção. Poderemos, então, consultar essa visão, que estará definida como uma única tabela, em vez de termos de fazer duas junções envolvendo as três tabelas para a recuperação desses dados. Chamaremos EMPREGADO, TRABALHA_EM e PROJETO de **tabelas de definição** da visão.

9.2.2 Especificação de Visões em SQL

Em SQL, o comando para especificar uma visão é o **CREATE VIEW**. A visão recebe um nome (virtual) de tabela (ou nome da visão), uma lista de nomes de atributos e uma consulta para especificar o conteúdo dessa visão. Se nenhum dos atributos da visão for resultado de uma função ou de uma operação aritmética, não teremos de especificar os nomes de atributos para a visão, dessa forma, eles receberiam como padrão os mesmos nomes que os atributos das tabelas de definição. As visões V1 e V2 criam tabelas virtuais cujos esquemas estão ilustrados na Figura 9.1 quando aplicados ao esquema de banco de dados da Figura 5.5.

```
V1: CREATE VIEW   TRABALHA_EM1
    AS  SELECT    PNOME, UNOME, PJNOME, HORAS
        FROM      EMPREGADO, PROJETO, TRABALHA_EM
        WHERE     SSN=ESSN AND PNO=PNUMERO;
V2: CREATE VIEW   DEPT_INFO(DEPT_NOME,NO_EMPS,TOTAL_ SAL)
    AS  SELECT    DNOME, COUNT (*), SUM (SALARIO)
        FROM      DEPARTAMENTO, EMPREGADO
        WHERE     DNUMERO=DNO
        GROUP BY DNOME;
```

TRABALHA_EM1

PNOME	UNOME	PJNOME	HORAS

DEPT_INFO

DEPT_NOME	NO_EMPS	TOTAL_SAL

FIGURA 9.1 Duas visões especificadas para o esquema do banco de dados da Figura 5.5

Em V1, não especificamos nenhum novo nome de atributo para a visão TRABALHA_EM1 (embora pudéssemos fazê-lo); nesse caso, TRABALHA_EM1 *receberá* os nomes dos atributos das tabelas de definição EMPREGADO, PROJETO e TRABALHA_EM. A visão V2 explicita novos nomes para os atributos da visão DEPT_INFO, usando a correspondência um a um entre os atributos especificados da cláusula CREATE VIEW e os especificados na cláusula SELECT da consulta que define a visão.

Poderemos agora especificar as consultas SQL em uma visão — ou tabela virtual —, do mesmo modo que se especificam as consultas envolvendo as tabelas básicas. Por exemplo, para recuperar o último e o primeiro nome de todos os empregados que trabalham no 'ProjetoX', poderemos utilizar a visão TRABALHA_EM1 e formular a consulta QV1:

```
QV1:  SELECT  PNOME, UNOME
      FROM    TRABALHA_EM1
      WHERE   PJNOME='ProjetoX';
```

1 Na SQL, o termo *visão* é mais limitado que o termo *visão do usuário*, discutido nos capítulos 1 e 2, uma vez que a visão do usuário poderia possibilitar a inclusão de muitas relações.

A mesma consulta poderia exigir a formulação de duas junções de relações básicas; uma das principais vantagens das visões é simplificar a especificação de certas consultas. As visões também são usadas para os mecanismos de autorização e segurança (Capítulo 23).

Supõe-se que uma visão esteja *sempre atualizada*; se modificarmos as tuplas das tabelas básicas sobre as quais a visão foi construída, a visão deverá, automaticamente, refletir essas alterações. Conseqüentemente, a visão não é realizada no instante de sua *definição*, mas quando *especificarmos uma consulta* sobre ela. É responsabilidade do SGBD, e não do usuário, ter a certeza de que uma visão está atualizada.

Se não precisarmos mais de uma visão, poderemos usar o comando **DROP VIEW** para dispensá-la. Por exemplo, para nos livrar da visão V1, podemos usar a declaração SQL V1A:

```
V1A: DROP VIEW TRABALHA_EM1;
```

9.2.3 Implementação e Atualização da Visão

As implementações eficientes de visões para as consultas são um problema complexo. Existem duas abordagens principais. Uma estratégia, chamada **modificação da consulta**, implica modificar uma consulta de visão em uma consulta de tabelas básicas. Por exemplo, a consulta QV1 poderia ser automaticamente transformada pelo SGBD na seguinte consulta:

```
SELECT  PNOME, UNOME
FROM    EMPREGADO, PROJETO, TRABALHA_EM
WHERE   SSN=ESSN AND PNO=PNUMERO
        AND PJNOME='ProjetoX';
```

A desvantagem dessa abordagem é que ela é ineficiente para as visões definidas via consultas complexas que tenham a execução demorada, precisamente no caso de serem aplicadas diversas consultas à visão dentro de um curto espaço de tempo. Outra estratégia, chamada **materialização da visão**, implica criar fisicamente uma tabela temporária a partir da primeira consulta a essa visão e mantê-la, considerando que poderão seguir-se outras consultas. Nesse caso, deve-se ter uma estratégia eficiente para a atualização da tabela da visão sempre que as tabelas básicas forem atualizadas, de modo a garantir que a visão esteja sempre atualizada. Técnicas usando os conceitos de **atualização incremental** foram desenvolvidas para esse fim; elas determinam quais novas tuplas precisariam ser inseridas, deletadas ou modificadas na tabela materializada da visão, quando uma alteração for aplicada a uma das tabelas básicas de definição. Geralmente a visão é mantida o tempo necessário para que seja consultada. Se a visão não for consultada por um certo período, o sistema poderá automaticamente remover a tabela física e reconstruí-la, a partir do zero, quando novas consultas fizerem referência à visão.

As atualizações de visões são complicadas e podem ser ambíguas. Em geral, a atualização de uma visão definida em uma *única tabela*, sem *funções agregadas*, pode ser mapeada na atualização de uma tabela básica subjacente sob certas condições. Para uma visão envolvendo as junções, uma operação de atualização pode ser mapeada de *diversas maneiras*, por meio de operações de atualização nas tabelas básicas subjacentes. Para ilustrar o potencial de problemas resultantes de atualizações em uma visão definida sobre várias tabelas, considere a visão TRABALHA_EM1 e suponha que seja emitido um comando de atualização do atributo PJNOME de 'ProdutoX' para 'ProdutoY', e deste para 'John Smith'. Essa atualização da visão é mostrada em UV1:

```
UV1:  UPDATE   TRABALHA_EM1
      SET      PJNOME = 'ProdutoY'
      WHERE    UNOME='Smith' AND PNOME='John' AND
               PJNOME='ProdutoX';
```

Essa consulta pode ser mapeada em diversas atualizações das relações básicas para chegar ao efeito desejado pela atualização da visão. Duas atualizações possíveis, (a) e (b), nas relações básicas relativas a UV1, são mostradas aqui:

```
(a): UPDATE   TRABALHA_EM
     SET      PNO =      (SELECT  PNUMERO
                         FROM    PROJETO
                         WHERE   PJNOME='ProdutoY')
     WHERE    ESSN IN    (SELECT  SSN
                         FROM    EMPREGADO
                         WHERE   UNOME='Smith' AND PNOME='John')
```

```
                AND
                PNO =       (SELECT   PNUMERO
                             FROM     PROJETO
                             WHERE    PJNOME='ProdutoX');
(b): UPDATE     PROJETO     SET PJNOME = 'ProdutoY'
     WHERE      PJNOME = 'ProdutoX';
```

A atualização (a) altera a tupla de 'John Smith' em PROJETO de 'ProdutoX' para 'ProdutoY', e essa alteração é a que provavelmente foi desejada. Entretanto, (b) também poderia dar o efeito desejado pela atualização da visão, embora o faça por intermédio da mudança do 'ProdutoX', na relação PROJETO, para 'ProdutoY'. É bastante improvável que o usuário que formulou a visão UV1 quisesse que a atualização fosse interpretada como (b), uma vez que isso teria efeito de alteração em todas as tuplas da visão com PJNOME= 'ProdutoX'.

Algumas atualizações de visões podem não fazer muito sentido; por exemplo, modificar o atributo TOTAL_SAL da visão DEPT_INFO não faz sentido, porque TOTAL_SAL é definido como a soma dos salários de todos os empregados. Essa solicitação é mostrada em UV2:

```
UV2:  UPDATE    DEPT_INFO
      SET       TOTAL_SAL=100000
      WHERE     DNOME='Pesquisa';
```

Um grande número de atualizações nas relações básicas subjacentes pode satisfazer essa atualização de visão.

Uma atualização de visão é viável quando apenas *uma atualização possível*, nas relações básicas, puder realizar o efeito desejado por ela. Sempre que uma atualização em uma visão puder ser mapeada para *mais de uma atualização* nas relações básicas subjacentes, precisaremos ter certos cuidados para escolher a atualização desejada. Alguns pesquisadores desenvolveram métodos para a escolha das atualizações mais prováveis, ao passo que outros preferem obter essa escolha do usuário, para o mapeamento da atualização desejada na definição da visão.

Em resumo, podemos fazer as seguintes observações:

- Uma visão de uma única tabela de definição é atualizável se a visão contiver, entre seus atributos, a chave primária da relação básica, bem como todos os atributos com restrição NOT NULL *que não contiverem* valores *default* especificados.
- As visões definidas a partir de diversas tabelas utilizando-se as junções, em geral, não são atualizáveis.
- As visões definidas usando-se as funções de agrupamento e agregadas não são atualizáveis.

Na SQL, a cláusula **WITH CHECK OPTION** precisa ser adicionada no final da definição da visão se ela *puder ser atualizada*. Isso permite que o sistema cheque a capacidade de atualização da visão e planeje a estratégia de execução das atualizações das visões.

9.3 Programação com o Banco de Dados: Escolhas e Técnicas

Vamos agora voltar nossa atenção para as técnicas desenvolvidas para acessar o banco de dados por meio de programas e, em particular, enfocar como ter acesso a um banco de dados SQL pelos programas aplicativos. Nossa apresentação da SQL, até então, enfocou os construtores para as diversas operações sobre o banco de dados — da definição do esquema e da especificação de restrições nas consultas, até atualizações e especificação de visões. A maioria dos sistemas de banco de dados possui **interface interativa**, na qual esses comandos SQL podem ser digitados diretamente em um monitor e enviados ao sistema de um banco de dados. Por exemplo, em um sistema computacional que tiver o ORACLE SGBDR instalado, o comando SQLPLUS vai iniciar a interface interativa. O usuário poderá digitar comandos SQL ou consultas diretamente, em algumas linhas finalizadas por ponto e vírgula e pela tecla Enter (isto é, ";<cr>"). Alternativamente, pode ser criado **um arquivo de comandos**, executado por uma interface interativa, digitando @<nome do arquivo>. O sistema vai executar os comandos do arquivo e apresentar seus resultados, se houver algum.

Uma interface interativa é muito conveniente para a criação de esquemas e restrições ou para consultas *ad hoc* eventuais. Entretanto, a maioria das interações com o banco de dados na prática é executada por meio de programas que tenham sido cuidadosamente projetados e testados. Esses programas são normalmente conhecidos como **programas de aplicação** ou **aplicações com o banco de dados**, e são usados como *transações customizadas* pelos usuários finais, conforme discutido na Seção 1.4.3. Outro uso muito comum da programação com o banco de dados é acessá-lo por meio de um programa de aplicação que implementa uma **interface Web**; por exemplo, para as reservas de passagens aéreas ou para compras em uma loja. De fato, a maioria das aplicações na Web em comércio eletrônico inclui algum comando de acesso a um banco de dados.

Nesta seção daremos primeiramente uma visão geral das principais abordagens para a programação com o banco de dados. Então discutiremos alguns problemas que ocorrem quando tentamos acessar um banco de dados a partir de uma linguagem de programação (*general-purpose programming language*) e as seqüências típicas de comandos para a interação com um banco de dados a partir de um programa de software.

9.3.1 Abordagens para a Programação com o Banco de Dados

Existem diversas técnicas para as interações entre um banco de dados e os programas de aplicação. As principais abordagens para a programação com o banco de dados são as seguintes:

1. *Embutindo os comandos de banco de dados em uma linguagem de programação de propósito geral*: nessa abordagem, as declarações para o banco de dados ficam **embutidas** na linguagem de programação hospedeira, e elas são identificadas por um prefixo especial. Por exemplo, o prefixo embutido para a SQL é a cadeia EXEC SQL, que precede todos os comandos SQL na linguagem hospedeira.[2] Um **pré-compilador** ou **pré-processador** inspeciona primeiro o código-fonte do programa para identificar as declarações do banco de dados e extraí-los para o processamento pelo SGBD. Eles serão recolocados no programa como chamadas de funções para o gerador de código do SGBD.
2. *Usando uma biblioteca de funções para o banco de dados*: deixa-se uma **biblioteca de funções** disponível para que a linguagem de programação hospedeira possa fazer chamadas para o banco de dados. Por exemplo, pode haver funções para conectar o banco de dados, fazer uma consulta, executar uma atualização, e assim por diante. A consulta real ao banco de dados e os comandos de atualização, bem como outras informações necessárias, são inseridos como parâmetros nas chamadas de funções. Essa abordagem proporciona o que é conhecido como uma **Interface para o Programa de Aplicação** (*Application Programming Interface* — API) pelo programa de aplicação para o banco de dados.
3. *Projetando uma nova linguagem*: uma **linguagem de programação de um banco de dados** é projetada especialmente para ser compatível com o modelo do banco de dados e com a linguagem de consulta. As estruturas de programação adicionais, como laços (*loops*) e declarações condicionais, são acrescentadas à linguagem de um banco de dados para convertê-la em uma linguagem de programação completa.

Na prática, as duas primeiras abordagens são mais comuns, uma vez que as muitas aplicações existentes em linguagens de programação genéricas exigem algum acesso a um banco de dados. A terceira abordagem é a mais apropriada para as aplicações que tenham interação intensa com o banco de dados. Um dos problemas principais das duas primeiras abordagens é a *impedância de correspondência*, que não ocorre na terceira. Esse assunto será discutido a seguir.

9.3.2 Impedância de Correspondência (*Impedance Mismatch*)

A **impedância de correspondência** (impedance mismatch) é o termo usado para se referir aos problemas que ocorrem em decorrência das diferenças entre os modelos de um banco de dados e da linguagem de programação. Por exemplo, o modelo relacional possui três construtores principais: os atributos e seus tipos de dados, as tuplas (registros) e as tabelas (conjuntos de diversos registros). O primeiro problema possível é que os tipos de dados da linguagem de programação difiram dos tipos de dados do modelo de dados. Daí será necessário estabelecer uma forma de correspondência para cada linguagem de programação hospedeira que determine, para cada tipo de atributo, os tipos compatíveis na linguagem de programação. É necessário determinar **paridade** para cada linguagem de programação porque cada uma possui seus próprios tipos de dados; por exemplo, os tipos de dados disponíveis em C e JAVA são diferentes e ambos diferem dos tipos de dados da SQL.

Outro problema é que o resultado da maioria das consultas é um conjunto (ou diversos conjuntos) de tuplas e cada uma delas é formada por uma seqüência de valores de atributos. Em alguns programas, freqüentemente é necessário acessar o valor de um dado em particular, dentro de uma determinada tupla, para a impressão ou o processamento. Assim, os valores de paridade são necessários para mapear a *estrutura de dados resultante da consulta*, que é uma tabela apropriada para a estrutura de dados na linguagem de programação. É necessário um mecanismo de laço para varrer as tuplas do resultado de uma consulta, de forma a ter acesso a uma única tupla de cada vez e dela extrair os valores em particular. Um **cursor** ou uma **variável iterativa*** (*iterator variable*) é usado para varrer as tuplas do resultado de uma consulta. Os valores individuais dentro de cada tupla são, em geral, extraídos por meio de variáveis, com o tipo apropriado dentro do programa.

---

2 Outros prefixos algumas vezes são usados, mas este é o mais comum.

* Lembramos que ***iteração*** significa iterar, tornar a fazer, repetir, enquanto ***interação*** significa ação de interagir, ação recíproca, ação mútua. (N. de T.)

A impedância de correspondência é minimizada quando uma linguagem de programação é especialmente projetada para usar os mesmos modelos de dados e os mesmos tipos de dados do modelo do banco de dados. Um exemplo disso é a PL/SQL da ORACLE. Para banco de dados de objetos, o modelo de objetos (Capítulo 20) é muito similar ao modelo de dados da linguagem de programação JAVA, assim a impedância de correspondência é amplamente reduzida quando JAVA é usada como linguagem hospedeira para o acesso a um banco de dados de objetos JAVA-compatíveis. Diversas linguagens de programação foram implementadas como protótipos de pesquisa (notas bibliográficas).

9.3.3 Seqüência Típica de Interação em Programação com o Banco de Dados

Quando um programador ou um engenheiro de software cria um programa que exige acesso a um banco de dados, é muito comum que o programa rode em um computador enquanto o banco de dados está instalado em outro. Lembre-se de que, na Seção 2.5, uma das arquiteturas comuns para o acesso a um banco de dados é o modelo cliente/servidor, no qual um **programa cliente** trabalha a lógica do software aplicativo, mas insere algumas chamadas a um ou mais **servidores de banco de dados** para o acesso ou a atualização de dados.[3] Quando codificamos esse tipo de programa, uma seqüência de interação comum é a seguinte:

1. Quando um programa cliente exige acesso a um banco de dados em particular, o programa precisa primeiro *estabelecer* ou *abrir* uma **conexão** com o servidor de banco de dados. Normalmente isso envolve a especificação de um endereço na Internet (URL) de uma máquina na qual o servidor do banco de dados está localizado, além do fornecimento do *login* de uma conta e uma senha de acesso ao banco de dados.
2. Uma vez estabelecida a conexão, o programa pode interagir com o banco de dados submetendo-o a consultas, atualizações e outros comandos. Em geral, a maioria das declarações SQL pode ser inserida nos programas aplicativos.
3. Quando o programa não precisar mais do acesso ao banco de dados em questão, pode *terminar* ou *fechar* a conexão.

Um programa pode acessar diversos bancos de dados se necessário. Em algumas abordagens de programação com o banco de dados, somente uma conexão pode ser ativada por vez, embora, em outras, diversas conexões possam ser estabelecidas ao mesmo tempo.

Nas próximas três seções, discutiremos os exemplos de cada uma das três abordagens para a programação com o banco de dados. A Seção 9.4 descreve como a SQL é *embutida* em uma linguagem de programação. A Seção 9.5 discute como *as chamadas de funções* são usadas para o acesso ao banco de dados, e a Seção 9.6 trata de uma extensão da SQL, chamada SQL/PSM, que incorpora certos construtores das *linguagens de propósito geral*, utilizados para a definição de módulos (procedimentos e funções) que são armazenados dentro do sistema de banco de dados.[4]

9.4 SQL Embutida, SQL Dinâmica e SQLJ

9.4.1 Recuperando as Tuplas Isoladas com a SQL Embutida

Nesta seção daremos uma visão geral de como as declarações SQL podem ser embutidas em uma linguagem de programação de propósito geral como C, ADA, COBOL ou PASCAL. A linguagem de programação é chamada **linguagem hospedeira** (ou **linguagem *host***). A maioria das declarações SQL — incluindo a definição de dados ou de restrições, as consultas, as atualizações ou a definição de visões — pode ser embutida em uma linguagem de programação hospedeira. Uma declaração SQL embutida se distingue de uma declaração da linguagem pelas palavras-chave EXEC SQL, usadas como prefixo, de modo que o **pré-processador** (ou **pré-compilador**) poderá separar as declarações SQL embutidas do código da linguagem hospedeira. As declarações SQL podem terminar com um ponto e vírgula (;) ou até encontrar um END-EXEC.

Para ilustrar os conceitos de SQL embutida, vamos usar C como linguagem de programação hospedeira. Dentro dos comandos SQL embutidos, podemos nos referir especificamente a variáveis declaradas do programa C. Estas são chamadas **variáveis compartilhadas** porque são usadas em ambos os programas, no C e nos comandos embutidos. As variáveis compartilhadas têm como prefixo dois pontos (:) *quando elas aparecem em uma declaração* SQL. Isso distingue os nomes das variáveis dos nomes dos construtores do esquema do banco de dados, como os atributos e as relações. Também permite que as variáveis de programa

3 Como discutido na Seção 2.5, existem arquiteturas *two-tier and three-tier* (duas camadas e três camadas). Para simplificar nossa discussão, vamos admitir, aqui, a arquitetura cliente/servidor *two-tier*. Discutiremos as variações adicionais dessa arquitetura no Capítulo 25.

4 Embora a SQL/PSM não seja considerada uma linguagem de programação completa, isso ilustra como os construtores típicos das linguagens de programação comuns — como os laços (*loops*) e as estruturas de condição — podem ser incorporados à SQL.

tenham os mesmos nomes que os atributos, desde que eles sejam diferenciados, na declaração SQL, pelo prefixo ":". Os nomes dos construtores do esquema do banco de dados — como os atributos e as relações — podem ser usados apenas dentro de comandos SQL, mas as variáveis compartilhadas podem ser utilizadas em qualquer parte do programa C sem o prefixo ":".

Suponha que queiramos escrever programas C para processar o banco de dados EMPRESA da Figura 5.5. Precisaremos declarar as variáveis de modo compatível com os tipos dos atributos do banco de dados que o programa vai acessar. O programador poderá escolher os nomes das variáveis de programa, que podem ou não ter nomes idênticos para os atributos correspondentes. Vamos usar as variáveis no programa C declaradas na Figura 9.2 para todos os nossos exemplos, e também mostrar os segmentos do programa C sem a declaração das variáveis. As variáveis compartilhadas são declaradas dentro de uma **seção de declaração** (*declare section*) no programa, como mostrado na Figura 9.2 (linhas 1 a 7).[5] Os poucos tipos compatíveis entre C e SQL são os seguintes. Os tipos SQL INTEGER, SMALLINT, REAL e DOUBLE são mapeados com os tipos C `long`, `short`, `float` e `double`, respectivamente. As cadeias de caracteres de tamanho fixo e de tamanho variável (CHAR[*i*], VARCHAR[*i*]) em SQL podem ser mapeadas por matrizes de caracteres (`char [`*i*`+1]`, `varchar [`*i*`+1]`) em C, as quais são um caractere mais longas que os tipos SQL, uma vez que as cadeias em C são terminadas por um caractere "\0" (*null*), que não faz parte da cadeia de caracteres propriamente dita.[6]

Observe que os comandos SQL embutidos na Figura 9.2 são somente as linhas 1 e 7, as quais dizem ao pré-compilador para tomar nota dos nomes das variáveis C definidas entre BEGIN DECLARE e END DECLARE porque elas poderão aparecer nas declarações SQL embutidas — nas quais estarão precedidas por dois pontos (:). As linhas 2 a 5 correspondem a declarações normais em C. As variáveis de programa declaradas nas linhas 2 a 5 correspondem aos atributos das tabelas EMPREGADO e DEPARTAMENTO do banco de dados EMPRESA da Figura 5.5 que foram declarados pela DDL SQL da Figura 8.1. As variáveis declaradas na linha 6 — SQLCODE e SQLSTATE — são usadas para a comunicação de erros e condições de exceção entre o sistema de um banco de dados e o programa. A linha 0 mostra uma variável de laço do programa que não será usada em nenhuma declaração SQL embutida; logo, está fora da seção de declaração SQL.

```
0) int loop;
1) EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
2) varchar dnome [16], pnome [16], unome [16], endereço [31] ;
3) char ssn [10], datnasc [11], sexo [2], minicial [2] ;
4) float salario, aumento;
5) int dno, dnumero ;
6) int SQLCODE ; char SQLSTATE [6] ;
7) EXEC SQL END DECLARE SECTION;
```

FIGURA 9.2 Variáveis do programa C usadas nos exemplos de SQL embutida E1 e E2.

Conectando o Banco de Dados. Os comandos SQL para o estabelecimento de uma conexão com um banco de dados têm a seguinte forma:

CONNECT TO <nome do servidor> **AS** <nome da conexão>
AUTHORIZATION <nome e senha do usuário da conta> ;

Em geral, desde que um usuário ou um programa possam acessar diversos servidores de banco de dados, várias conexões poderão ser estabelecidas, mas somente uma conexão poderá estar ativa por vez. O programador ou o usuário pode usar o <nome da conexão> para trocar a conexão ativa com o seguinte comando:

SET CONNECTION <nome da conexão> ;

Uma vez que a conexão não seja mais necessária, ela poderá ser encerrada por meio do seguinte comando:

DISCONNECT <nome da conexão> ;

Nos exemplos deste capítulo, pressupomos que a conexão apropriada já tenha sido estabelecida com o banco de dados EMPRESA e que ela seja a conexão ativa corrente.

---

5 Usamos a numeração da linha em nossos segmentos de código para facilitar a referência; esses números não fazem parte do código.

6 As cadeias de caracteres SQL também podem ser mapeadas para tipos `char*` em C.

Comunicações entre o Programa e o SGBD Usando SQLCODE e SQLSTATE. As duas **variáveis de comunicação** especiais que são usadas pelo SGBD para comunicar as condições de erro ou exceção para o programa são SQLCODE e SQLSTATE. A variável **SQLCODE** mostrada na Figura 9.2 é uma variável inteira. Depois que cada comando do banco de dados for executado, o SGBD devolve um valor para o SQLCODE. Um valor 0 indica que a declaração foi executada com sucesso pelo SGBD. Se SQLCODE > 0 (ou, mais especificamente, se SQLCODE = 100), isso indica que não há mais dados (registros) disponíveis no resultado da consulta. Se SQLCODE < 0, isso indica que ocorreu algum erro. Em certos sistemas — por exemplo, no SGBDR ORACLE —, o SQLCODE é um campo de um registro estruturado chamado SQLCA (SQL *communication area* — área de comunicação SQL), assim, ele é referido como SQLCA.SQLCODE. Nesse caso, a definição de SQLCA precisa ser incluída no programa C pela inserção da seguinte linha:

```
EXEC SQL include SQLCA ;
```

Nas últimas versões do padrão SQL, foi adicionada uma variável de comunicação chamada **SQLSTATE**, que é uma cadeia de cinco caracteres. O valor "00000" na SQLSTATE indica que não houve nenhum erro ou exceção; outros valores apontam a ocorrência de erros ou exceções. Por exemplo, SQLSTATE "02000" indica que 'não há mais dados'. Atualmente, tanto a SQLSTATE quanto a SQLCODE estão disponíveis no padrão SQL. Muitos dos códigos de erros e exceções assumidos pela SQLSTATE estão, teoricamente, padronizados entre os diversos vendedores e as plataformas SQL,[7] enquanto os códigos de retorno SQLCODE não são padronizados, mas definidos pelos representantes dos SGBDs. Logo, em geral, é melhor usar a SQLSTATE, porque por meio dela é possível tratar os erros em programas aplicativos independentemente de um SGBD em particular. Como exercício, o leitor pode reescrever os exemplos dados adiante neste capítulo usando SQLSTATE em vez do SQLCODE.

Exemplo de Programação com a SQL Embutida. Nosso primeiro exemplo para ilustrar a programação com a SQL embutida é um segmento de repetição de programa (laço — *loop*) que lê o número do seguro social de um empregado e imprime algumas informações do registro do EMPREGADO correspondente no banco de dados. O código do programa C é mostrado no segmento de programa E1 da Figura 9.3. O programa lê (entrada) o valor do número social e então recupera, do banco de dados, a tupla EMPREGADO com o número do seguro social via comando SQL embutido. A **cláusula INTO** (linha 5) especifica as variáveis de programa nas quais os valores dos atributos do banco de dados foram recuperados. As variáveis do programa C na cláusula INTO são prefixadas com dois pontos (:), conforme discutimos anteriormente.

A linha 7, em E1, ilustra a comunicação entre o banco de dados e o programa por meio da variável especial SQLCODE. Se o valor devolvido pelo SGBD para a SQLCODE for 0, a declaração anterior foi executada sem ocorrência de erro ou exceção. Na linha 7 isso pode ser verificado e pressupõe-se que, caso tenha ocorrido erro, é porque não existe nenhuma tupla EMPREGADO com o valor do número do seguro social em questão; o que resulta na mensagem que contém essa informação (linha 8).

Em E1, é selecionada uma *única tupla* pela consulta SQL embutida; e somente assim poderemos associar esses valores de atributos diretamente às variáveis do programa C por meio de uma cláusula INTO na linha 5. Normalmente, uma consulta SQL pode recuperar muitas tuplas. Nesse caso, o programa C vai tratar e processar as tuplas recuperadas uma por vez. Um *cursor* é usado para permitir o processamento de uma tupla de cada vez dentro do programa na linguagem hospedeira. Descreveremos os cursores a seguir.

9.4.2 Recuperando Várias Tuplas com a SQL Embutida Usando Cursores

Podemos imaginar um cursor como um ponteiro que aponta para uma *única tupla* (*linha*) do resultado de uma consulta que retornou diversas tuplas. O cursor será declarado quando o comando da consulta SQL for declarado no programa. Adiante no programa, um comando **OPEN CURSOR** vai buscar (*fetches*) o resultado da consulta no banco de dados e vai colocar o cursor na posição *anterior à primeira linha* do resultado da consulta. Esta se torna a **linha corrente** para o cursor. Em seguida, o comando **FETCH** é declarado no programa; cada FETCH move o cursor para a *próxima linha* do resultado da consulta, fazendo dela a linha corrente e passando os valores de seus atributos para as variáveis do programa C (linguagem hospedeira) especificadas pelo comando FETCH por meio da cláusula INTO. A variável cursor é basicamente um **repetidor** que varre (laços) as tuplas do resultado de uma consulta — uma por vez. É similar ao tradicional um-registro-por-vez (*record-at-a-time*) no processamento de arquivos.

---

7 Em particular, os códigos SQLSTATE, que começam com os caracteres de 0 a 4 ou de A a H, teoricamente estão padronizados, ao passo que outros valores podem ser definidos na implementação.

```
//Segmento de Programa E1:
0)    loop = 1 ;
1)    while (loop) {
2)      prompt ("Entre com o Numero do Seguro Social: ", ssn) ;
3)      EXEC SQL
4)       select PNOME, MINICIAL, UNOME, ENDEREÇO, SALARIO
5)       into :pnome, :minicial, :unome, :endereco, :salario
6)       from EMPREGADO where SSN = :ssn ;
7)      if (SQLCODE == 0) printf (pnome, minit, unome, endereco, salario)
8)       else printf ("Numero do Seguro Social nao existe: ", ssn) ;
9)      prompt("Mais Numeros de Seguro Social (entre 1 para Sim, 0 para Nao): ", loop) ;
10)     }
```

FIGURA 9.3 Segmento de Programa E1, um segmento de programa C com a SQL embutida.

Para determinar quando todas as tuplas do resultado de uma consulta foram processadas, a variável de comunicação SQLCODE (ou, alternativamente, SQLSTATE) é checada. Se um comando FETCH emitido levar o cursor para além da última tupla do resultado da consulta, um valor positivo (SQLCODE>0) será devolvido para a SQLCODE, indicando que nenhum dado (tupla) foi encontrado (ou a cadeia "02000" é devolvida para a SQLSTATE). O programador usa esse recurso para finalizar os laços sobre as tuplas do resultado de uma consulta. Em geral, podem ser abertos diversos cursores ao mesmo tempo. Um comando **CLOSE CURSOR** é emitido para indicar que o processamento do resultado de uma consulta associado ao cursor em questão foi terminado.

Um exemplo do uso de cursores é apresentado na Figura 9.4, na qual um cursor chamado EMP é declarado na linha 4. Presumimos que as variáveis apropriadas foram declaradas no programa C, como na Figura 9.2. O segmento de programa E2 lê (entrada) o nome de um departamento (linha 0), recupera seu número de departamento (linhas 1 a 3), e então recupera os empregados que trabalham naquele departamento via um cursor. Daí um laço (linhas 10 a 18) varre todos os registros empregados, um por vez, e imprime o nome dos empregados. O programa lê, então, o aumento de salário daquele empregado (linha 12) e atualiza o banco de dados com o novo valor do salário do empregado no resultado (linhas 14 a 16).

```
//Segmento de Programa E2:
0)  prompt ("Entre com o Nome do Departamento: ", dnome) ;
1)  EXEC SQL
2)      select DNUMERO into :dnumero
3)      from DEPARTAMENTO where DNOME = :dnome ;
4)  EXEC SQL DECLARE EMP CURSOR FOR
5)      select SSN, PNOME, MINICIAL, UNOME, SALARIO
6)      from EMPREGADO where DNO = :dnumero
7)      FOR UPDATE OF SALARIO ;
8)  EXEC SQL OPEN EMP ;
9)  EXEC SQL FETCH from EMP into :ssn, :pnome, :minicial, :unome, :salario ;
10) while (SQLCODE == 0) {
11)     printf("Nome do empregado e:", pnome, minit, unome)
12)     prompt("Entre com o aumento de salario: ", aumento) ;
13)     EXEC SQL
14)         update EMPREGADO
15)         set SALARIO = SALARIO + :raise
16)         where CURRENT OF EMP ;
17)     EXEC SQL FETCH from EMP into :ssn, :pnome, :minicial, :unome, :salario ;
18)     }
19) EXEC SQL CLOSE EMP ;
```

FIGURA 9.4 Segmento de programa E2, um segmento de programa C que usa cursor com a SQL embutida para propósito de atualização.

Quando um cursor é definido para linhas que serão modificadas (atualizações), precisaremos adicionar a cláusula **FOR UPDATE OF** à declaração do cursor e listar os nomes dos atributos que serão atualizados pelo programa. Isso é ilustrado na linha 7 do segmento de código E2. Caso alguma linha seja deletada, as palavras-chave **FOR UPDATE** precisam ser adicionadas, sem especificar quaisquer atributos. Em comandos embutidos de UPDATE (ou DELETE), a condição **WHERE CURRENT OF** <nome do cursor> especifica que a tupla que está sendo referida pelo cursor será atualizada (ou deletada), como na linha 16 de E2.

Observe que a declaração de um cursor e sua associação a uma consulta (linhas 4 a 7 em E2) não executam a consulta; esta será executada apenas quando o comando OPEN <nome do cursor> (linha 8) for executado. Note também que não existe necessidade de inserir a cláusula **FOR UPDATE OF** na linha 7 de E2 se o resultado da consulta for usado *somente para propósito de recuperação* (não para atualização ou remoção).

Algumas opções podem ser especificadas na declaração do cursor. O formato geral de uma declaração de cursor é o seguinte:

DECLARE <nome do cursor> [**INSENSITIVE**] [**SCROLL**] **CURSOR**
[**WITH HOLD**] **FOR** <especificação da consulta>
[**ORDER BY** <especificação da ordenação>]
[**FOR READ ONLY** | **FOR UPDATE** [**OF** <lista de atributos>]] ;

Já discutimos rapidamente as opções relacionadas à última linha. O *default* é considerar a consulta com propósito de recuperação de dados (FOR READ ONLY). Se alguma das tuplas da consulta resultado for atualizada, precisaremos especificar FOR UPDATE OF <lista de atributos> e relacionar os atributos que podem ser atualizados. Se alguma das tuplas for deletada, precisaremos especificar FOR UPDATE sem a lista de atributos.

Quando a palavra-chave opcional SCROLL for especificada na declaração de um cursor, é possível posicioná-lo de outras maneiras além da ordem puramente seqüencial. Uma **orientação de busca** pode ser adicionada ao comando FETCH, e seus valores podem ser NEXT (próximo), PRIOR (anterior), FIRST (primeiro), LAST (último), ABSOLUTE *i* (posição absoluta *i*) e RELATIVE *i* (posição relativa *i*). Nos dois últimos comandos, *i* precisa ser um valor inteiro que especifique uma posição absoluta de uma tupla ou uma posição relativa de uma tupla em relação à posição corrente do cursor, respectivamente. A orientação de busca *default* que utilizamos em nossos exemplos é NEXT. Essa orientação de busca permite que o programador mova o cursor sobre as tuplas do resultado da consulta com maior flexibilidade, proporcionando acesso randômico para posicionamento ou acesso em ordem reversa. Quando SCROLL é especificado em um cursor, a forma geral do comando FETCH é a seguinte, com as partes opcionais entre colchetes:

FETCH [[<orientação da busca>] **FROM**] <nome do cursor> **INTO** <lista de busca designada>;

A cláusula ORDER BY ordenará as tuplas, assim o comando FETCH as buscará na ordem estabelecida. Essa ordem pode ser especificada de modo similar pela cláusula correspondente nas consultas SQL (Seção 8.4.6). As duas últimas opções na declaração de um cursor (INSENSITIVE e WITH HOLD) referem-se às características de transações em programas de banco de dados, que serão discutidas no Capítulo 17.

9.4.3 Especificando as Consultas em Tempo de Execução Usando a SQL Dinâmica

Nos exemplos anteriores, as consultas SQL embutidas foram codificadas como parte do código-fonte de um programa hospedeiro. Daí, a qualquer momento que queiramos formular uma consulta diferente, precisaremos escrever um novo programa e seguir todos os passos envolvidos (compilação, correção, teste e assim por diante). Em alguns casos, é conveniente escrever um programa que possa executar consultas diferentes em SQL, ou atualizações (ou outras operações), *dinamicamente em tempo de execução*. Por exemplo, podemos desejar escrever um programa que aceite uma consulta SQL digitada em um monitor, em seguida executá-la e apresentar seu resultado, como as interfaces interativas disponíveis na maioria dos SGBDRs relacionais. Outro exemplo seria a criação de uma interface amigável para gerar consultas SQL dinâmicas do usuário, com base em operações disparadas pelo clique em um ponto de um esquema gráfico (por exemplo, tipo interface QBE; Apêndice D). Nesta seção, daremos uma visão rápida da **SQL dinâmica**, que é uma técnica para gerar esse tipo de programa para o banco de dados por meio de um exemplo simples, que ilustre como a SQL dinâmica pode trabalhar.

O segmento de programa E3 da Figura 9.5 lê uma cadeia de caracteres, que é inserida pelo usuário (essa cadeia poderia ser um comando de atualização SQL), em uma variável `sqlatualizacadeia`, tipo cadeia de caractere, na linha 3. Assim se prepara então o comando SQL da linha 4, pela associação com a variável SQL `sqlcomando`. Então, a linha 5 executa o comando. Observe que, nesse caso, a sintaxe não é verificada, nem outro tipo de verificação no comando será possível *em tempo de compilação*, uma vez que o comando não está disponível até sua execução. Isso contrasta com nossos exemplos anteriores de SQL embutida, em que a consulta pode ser verificada em tempo de compilação porque seu texto é checado no código do programa-fonte.

Embora seja relativamente direto em SQL dinâmica incluir um comando para atualização dinâmica, uma consulta dinâmica é muito mais complicada. Isso porque, geralmente, não sabemos nem o tipo nem o número de atributos que serão recuperados pela consulta SQL quando se escreve o programa. Algumas vezes, serão necessárias estruturas complexas de dados

para acolher diferentes tipos e quantidades de atributos do resultado de uma consulta, caso não haja nenhuma informação anterior conhecida sobre a consulta dinâmica. Técnicas similares à que discutiremos na Seção 9.5 podem ser usadas para designar os resultados de consultas (e parâmetros de consultas) para as variáveis de programas hospedeiros.

Em E3, a razão para a separação entre PREPARE e EXECUTE é que, mesmo que um comando seja executado diversas vezes em um programa, ele precisará ser preparado apenas uma vez. A preparação de um programa geralmente implica a verificação, pelo sistema, da sintaxe, e outros tipos de verificações, bem como a geração do código para a sua execução. É possível combinar os comandos PREPARE e EXECUTE (linhas 4 e 5 em E3) em uma única declaração escrevendo

```
EXEC SQL EXECUTE IMMEDIATE :sqlatualizacadeia ;
```

Essa forma é adequada caso o comando seja executado somente uma vez. Alternativamente, poderão ser separados um do outro, de modo a capturar qualquer erro após a declaração PREPARE, se houver algum.

```
//Segmento de Programa E3:
0) EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION ;
1) varchar sqlatualizacadeia [256] ;
2) EXEC SQL END DECLARE SECTION ;
   ...
3) prompt ("Entre com o Comando de Atualizacao: ", sqlatualizacadeia) ;
4) EXEC SQL PREPARE sqlcomando FROM :sqlatualizacadeia ;
5) EXEC SQL EXECUTE sqlcomando ;
   ...
```

FIGURA 9.5 Segmento de Programa E3, um segmento de programa C que usa a SQL dinâmica para a atualização de uma tabela.

9.4.4 SQLJ: SQL Embutida em Comandos JAVA

Na seção anterior, demos uma visão geral de como os comandos SQL podem ser embutidos em linguagem de programação tradicional, utilizando, em nossos exemplos, a linguagem C. Vamos agora voltar nossa atenção para a forma de embutir a SQL em um programa com linguagem orientada a objeto,[8] em particular a linguagem JAVA. A SQLJ é um padrão que tem sido adotado por alguns vendedores para embutir a SQL em JAVA. Historicamente, a SQLJ foi desenvolvida depois de JDBC, que é usado para acessar os bancos de dados com a SQL por meio de JAVA, usando chamadas de função. Discutiremos o JDBC na Seção 9.5.2. Em nossa discussão, focalizaremos a SQLJ da forma como ela é usada no SGBDR ORACLE. Geralmente, um tradutor SQLJ converte as declarações SQL em JAVA, as quais podem ser executadas, então, por uma interface JDBC. Conseqüentemente, é necessário instalar um *driver* JDBC para usar a SQLJ.[9] Nesta seção, focalizaremos como usar conceitos de SQLJ para escrever a SQL embutida dentro um programa JAVA.

Antes de poder processar a SQLJ com JAVA em ORACLE, é necessário importar várias bibliotecas de classe, mostradas na Figura 9.6. Elas incluem as classes JDBC e IO (linhas 1 e 2), mais as classes adicionais relacionadas nas linhas 3, 4 e 5. Além disso, o programa deve, primeiro, conectar-se ao banco de dados desejado, usando a chamada função `getConnection`, que é um dos métodos da classe `oracle`, linha 5, da Figura 9.6. O formato dessa chamada função, que retorna a um objeto do tipo *default context*[10] (contexto-padrão), é o seguinte:

```
public static DefaultContext
getConnection(String url, String usuario, String senha, Boolean
autoCommit)
throws SQLException ;
```

Podemos escrever, por exemplo, as declarações das linhas 6 a 8 da Figura 9.6 para conectar um banco de dados ORACLE, localizado na URL <nome url>, usando o *login* <nome do usuário> e <senha>, com efetivação automática de cada comando,[11] e então estabelecer essa conexão como ***default context*** para os comandos subseqüentes.

---

8 Esta seção pressupõe a familiaridade com os conceitos de orientação a objeto e com os conceitos básicos de JAVA. Se essa familiaridade faltar aos leitores, deve-se adiar esta seção para depois da leitura do Capítulo 20.

9 Discutiremos os *drivers* de JDBC na Seção 9.5.2.

10 Um *default context* (*contexto default*), quando marcado, é aplicado aos comandos subseqüentes do programa até que seja alterado.

11 *Efetivação automática* significa que cada comando será aplicado ao banco de dados após sua execução. A alternativa seria que o programador desejasse executar vários comandos relacionados para submetê-los em conjunto. Discutiremos os conceitos de submissão no Capítulo 17, quando descreveremos as transações em banco de dados.

```
1) import java.sql.* ;
2) import java.io.*;
3) import sqlj.runtime.* ;
4) import sqlj.runtime.ref.* ;
5) import oracle.sqlj.runtime.* ;
   ...
6) DefaultContext cntxt =
7)    oracle.getConnection("<nome url>", "<nome usuario>", "<senha>", true) ;
8) DefaultContext.setDefaultContext(cntxt) ;
   ...
```

FIGURA 9.6 Importando as classes necessárias para inserir a SQLJ em um programa JAVA no ORACLE, estabelecendo uma conexão e *default context*.

Nos exemplos seguintes, não serão mostradas as classes nem os programas completos em JAVA, uma vez que não é nossa intenção ensinar aqui a linguagem JAVA. Assim, mostraremos segmentos de programas que ilustrem o uso de SQLJ. A Figura 9.7 apresenta as variáveis de programa JAVA usadas em nossos exemplos. O segmento de programa J1, da Figura 9.8, lê o número do seguro social de um empregado e imprime algumas das informações presentes no banco de dados.

Observe que, como o JAVA já usa o conceito de controlar **exceções** por erro, uma exceção especial, chamada `SQLException`, é usada para devolver condições de erro ou exceções após a execução de um comando SQL pelo banco de dados. Ela tem um papel semelhante à da SQLCODE e da SQLSTATE, da SQL embutida. O programa JAVA tem muitos tipos de exceções predefinidas. Cada operação (função) de JAVA tem de estabelecer as exceções que podem ser **emitidas** — isto é, as condições de exceção que podem ocorrer enquanto se executa o código JAVA daquela operação. Se uma determinada exceção acontecer, o sistema transfere o controle ao código JAVA especificado para tratar aquela exceção. Em J1, o controle de exceção para um `SQLException` é especificado nas linhas 7 e 8. As exceções que podem ser emitidas pelo código, em uma operação em particular, devem ser especificadas como parte da declaração da operação ou da *interface* — por exemplo, no seguinte formato:

```
<tipo de retorno da operacao> <nome da operacao>(<parametros>) throws
SQLException, IOException ;
```

Em SQLJ, os comandos de SQL embutidos dentro de um programa JAVA são precedidos por `#sql`, como ilustrado na linha 3 de J1, assim poderão ser identificados pelo pré-processador. A SQLJ usa uma *cláusula INTO* — similar à usada em SQL embutida — para devolver os valores dos atributos recuperados do banco de dados por uma consulta SQL em variáveis de programa JAVA. Da mesma forma que na SQL embutida, as variáveis de programa são precedidas de dois pontos (:) na declaração SQL.

```
1) String dnome, ssn , pnome, fn, unome, ln, datanasc, endereco ;
2) Char sexo, minicial, mi ;
3) double salario, sal ;
4) Integer dno, dnumero ;
```

FIGURA 9.7 Variáveis de programa JAVA usadas nos exemplos SQLJ J1 e J2.

```
//Segmento de Programa J1:
1)  ssn = readEntry("Entre com o Numero do Seguro Social: ") ;
2)  try {
3)      #sql {select PNOME, MINICIAL, UNOME, ENDERECO, SALARIO
4)          into :pnome, :minicial, :unome, :endereco, :salario
5)          from EMPREGADO where SSN = :ssn} ;
6)  } catch (SQLException se) {
7)     System.out.println("Numero do Seguro Social Inexistente: " + ssn) ;
8)     Return ;
9)     }
10) System.out.println(pnome + " " + minicial + " " + unome + " " + endereco + " " +
    salario)
```

FIGURA 9.8 Segmento de Programa J1, um segmento de programa JAVA com a SQLJ.

Em J1, é selecionada uma tupla isolada pela consulta SQLJ embutida; é por isso que podemos marcar os valores desses atributos diretamente nas variáveis do programa JAVA, da cláusula INTO, na linha 4. Para as consultas que recuperam muitas tuplas, a SQLJ usa o conceito de um *iterator*, semelhante ao de um cursor da SQL embutido.

9.4.5 Recuperando Diversas Tuplas em SQLJ por meio de Iteratores

Em SQLJ, um **iterator** é um tipo de objeto associado a uma coleção (um ou diversos conjuntos) de tuplas do resultado de uma consulta.[12] O iterator está associado às tuplas e aos atributos que aparecerem no resultado de uma consulta. Há dois tipos de iteratores:

1. Um **iterator designado**, que é associado ao resultado de uma consulta por intermédio da lista de *nomes e tipos* dos atributos que nela aparecerem.
2. Um **iterator posicional**, que lista somente os *tipos dos atributos* que aparecem no resultado da consulta.

Em ambos os casos, a lista deve estar *na mesma ordem* em que os atributos estão relacionados na cláusula SELETC da consulta. Porém, como veremos adiante, o uso do laço sobre o resultado de uma consulta é diferente entre os dois tipos de iteratores. Primeiro, mostraremos um exemplo do uso de um *iterator designado* na Figura 9.9, com o segmento de programa J2A. A linha 9 da Figura 9.9 mostra como um iterator designado, tipo `Emp`, é declarado. Note que os nomes dos atributos em um iterator designado devem casar com os nomes dos atributos no resultado da consulta SQL. A linha 10 mostra como um objeto iterator **e** de tipo `Emp` é criado no programa e então associado a uma consulta (linhas 11 e 12).

Quando o objeto iterator é associado a uma consulta (linhas 11 e 12 da Figura 9.9), o programa vai buscar o resultado da consulta no banco de dados e coloca o iterator na posição *anterior à primeira linha* do resultado da consulta. Esta se torna a **tupla corrente** para o iterator. Na seqüência, são emitidas as **próximas** operações para o iterator; cada uma delas movimenta o iterator para a *próxima linha* do resultado da consulta, tornando-a a linha corrente. Se a linha existir, a operação recupera, na variável correspondente do programa, o valor do atributo para aquela linha. Se não houver mais nenhuma linha, a próxima operação devolverá *null*, que pode ser usado para o controle do laço.

```
//Segmento de Programa J2A:
0)   dnome = readEntry ("Entre com o Nome do Departamento: ") ;
1)   try {
2)      #sql {select DNUMERO into :dnumero
3)         from DEPARTAMENTO where DNOME = :dnome} ;
4)   } catch (SQLException se) {
5)      System.out.println ("Departamento Inexistente: " + dnome) ;
6)      Return ;
7)      }
8)   System.out.println("Informacoes dos Empregados do Departamento: " + dnome) ;
9)   #sql iterator Emp(String ssn, String pnome, String minicial, String unome,
     double salario) ;
10)  Emp e = null ;
11)  #sql e = {select ssn, pnome, minicial, unome, salario
12)           from EMPREGADO where DNO = :dnumero} ;
13)  while (e.next()) {
14)     System.out.println (e.ssn + " " + e.pnome + " " + e.minicial + " " +
           e.unome + " " + e.salario) ;
15)     } ;
16)  e.close() ;
```

FIGURA 9.9 Segmento de programa J2A, um segmento de programa JAVA que usa um iterator designado para a impressão das informações dos empregados de um departamento em particular.

Na Figura 9.9, o comando (`e.next ()`) da linha 13 executa duas funções: adquire a próxima tupla do resultado da consulta e controla o laço do *while*. Uma vez terminado o resultado da consulta, o comando `e.close ()` (da linha 16) fecha o iterator.

Agora, considere o mesmo exemplo usando iteratores *posicionais* como mostrado na Figura 9.10 (segmento de programa J2B). A Linha 9 da Figura 9.10 mostra como um iterator posicional tipo `Emppos` é declarado. A diferença principal entre ele e o iterator designado é que não há nenhum nome de atributo no iterator posicional — somente tipos de atributos. Eles ainda devem ser compatíveis com os tipos de atributos do resultado da consulta SQL, e na mesma ordem em que nela aparecem. A linha 10 mostra como uma variável iterator posicional `e`, de tipo `Emppos`, é criada no programa, e então associada a uma consulta (linhas 11 e 12).

12 Discutiremos iteratores com mais detalhes no Capítulo 21, quando discutirmos sobre o banco de dados orientado a objetos.

Até certo ponto, o comportamento de um iterator posicional é semelhante à SQL embutida (Seção 9.4.2). É necessário um comando de **busca (*fetch*) para <variável iterator> nas <variáveis do programa>** para recuperar a próxima tupla do resultado da consulta. A primeira vez que a busca é executada, a primeira tupla (linha 13 na Figura 9.10) é trazida. A Linha 16 adquire a próxima tupla até que não existam mais tuplas no resultado da consulta. Para controlar o laço, é usado um iterator posicional com função `e.endFetch()`. Essa função é marcada inicialmente com um valor TRUE quando o iterator é associado a uma consulta SQL (linha 11) e é marcado com FALSE cada vez que um comando de busca retornar com uma tupla válida do resultado da consulta. É fixado com TRUE novamente quando um comando de busca não achar mais nenhuma tupla. A linha 14 mostra como os laços são controlados pela negação.

```
//Segmento de Programa J2B:
0)  dnome = readEntry ("Entre com o Nome do Departamento: ") ;
1)  try {
2)     #sql {select DNUMERO into :dnumero
3)        from DEPARTAMENTO where DNOME = :dnome} ;
4)  } catch (SQLException se) {
5)     System.out.println ("Departamento Inexistente: " + dnome) ;
6)     Return ;
7)     }
8)  System.out.println ("Informacoes dos Empregados do Departamento: " + dnome) ;
9)  #sql iterator Emppos (String, String, String, String, double) ;
10) Emppos e = null ;
11) #sql e ={select ssn, pnome, minicial, unome, salario
12)     from EMPREGADO where DNO = :dnumero} ;
13) #sql {fetch :e into :ssn, :fn, :mi, :ln, :sal} ;
14) while (!e.endFetch()) {
15)    System.out.println (ssn + " " + fn + " " + mi + " " + ln + " " + sal) ;
16)    #sql {fetch :e into :ssn, :fn, :mi, :ln, :sal} ;
17)    } ;
18) e.close() ;
```

FIGURA 9.10 Segmento de programa J2B, um segmento de programa JAVA que usa um iterator posicional para imprimir as informações dos empregados de um departamento em particular.

9.5 Programação em um Banco de Dados por meio de Funções (Functions Calls): SQL/CLI e JDBC

A SQL embutida (Seção 9.4) é referida, às vezes, como uma abordagem **estática** de programação com banco de dados, porque a formulação da consulta é inserida no programa e não pode ser alterada sem recompilação ou reprocessamento do código fonte. O uso de chamadas de função é mais **dinâmico** em um banco de dados que em um programa que embutiu a SQL. Já vimos uma técnica de programação dinâmica de um banco de dados — SQL dinâmica — na Seção 9.4.3. As técnicas discutidas aqui proporcionam outra abordagem para a programação dinâmica de um banco de dados. Uma **biblioteca de funções**, também conhecida como uma **interface para a programação de aplicações** (API), é usada para acessar o banco de dados. Embora isso proporcione maior flexibilidade, uma vez que não é necessário nenhum pré-processador, uma desvantagem é que a verificação da sintaxe, entre outras, nos comandos SQL, precisará ser feita em tempo de execução. Outra desvantagem é que, às vezes, é necessária uma programação mais complexa para acessar o resultado da consulta, porque pode ser que o número e os tipos dos atributos do resultado da consulta não sejam conhecidos antecipadamente.

Nesta seção faremos uma avaliação de duas interfaces de chamada função. Discutiremos primeiro **SQL/CLI** (*Call Level Interface* — Interface em Nível de Chamada), que é parte do padrão da SQL. Foi desenvolvida em continuidade à técnica anterior, conhecida como ODBC (*Open Data Base Connectivity* — Conectividade Aberta para o Banco de Dados). Usamos C como linguagem hospedeira nos nossos exemplos de SQL/CLI. Daremos, então, uma avaliação de **JDBC**, que é uma interface de acesso a um banco de dados por chamada de função JAVA. Embora JDBC seja normalmente assumido como Java Data Base Connectivity (conectividade JAVA com o banco de dados), ela é apenas uma marca da Sun Microsystems, não um acrônimo.

A principal vantagem de usar uma interface por chamada de função é a maior facilidade de acesso a diversos bancos de dados dentro de um mesmo programa de aplicação, até mesmo se eles estiverem armazenados em SGBDs diferentes. Isso será discutido, a seguir, na Seção 9.5.2, quando veremos a programação JAVA em um banco de dados com JDBC, embora essa vantagem também se aplique à programação SQL/CLI e ODBC em um banco de dados (Seção 9.5.1).

9.5.1 Programação com o Banco de Dados por meio de SQL/CLI Usando C como Linguagem Hospedeira

Antes de se usar as chamadas de função SQL/CLI, é necessário instalar a biblioteca apropriada no servidor de um banco de dados. Esses pacotes são obtidos com o vendedor do SGBD que está sendo usado. Daremos uma avaliação de como SQL/CLI pode ser utilizada em um programa C. Ilustraremos nossa apresentação com o segmento de um programa exemplo CLI1 mostrado na Figura 9.11.

Ao usar SQL/CLI, as declarações de SQL são dinamicamente criadas e passadas como cadeias de parâmetros nas chamadas de função. Conseqüentemente, é necessário manter o controle das interações entre o programa hospedeiro e o banco de dados, em uma estrutura de dados em tempo de execução, porque os comandos de um banco de dados são processados em tempo de execução. A informação é mantida em quatro tipos de registros, representados em tipos de dados *structs* em C. Um **registro de ambiente** é usado como um recipiente (*container*) para manter as informações de controle sobre as conexões com o banco de dados e registrar as informações do ambiente. Um **registro de conexão** cria informações de controle da conexão de um banco de dados em particular. Um **registro de declaração** mantém o controle das informações necessárias a uma declaração SQL. Um **registro de descrição** conserva as informações sobre as tuplas ou os parâmetros — por exemplo, o número e os tipos dos atributos na tupla ou o número e os tipos dos parâmetros em uma chamada de função.

```
//Programa CLI1:
0)    #include sqlcli.h ;
1)    void printSal() {
2)    SQLHSTMT stmt1 ;
3)    SQLHDBC con1 ;
4)    SQLHENV env1 ;
5)    SQLRETURN ret1, ret2, ret3, ret4 ;
6)    ret1 = SQLAllocHandle(SQL_HANDLE_ENV, SQL_NULL_HANDLE, &env1) ;
7)    if (!ret1) ret2 = SQLAllocHandle(SQL_HANDLE_DBC, env1, &con1) else exit ;
8)    if (!ret2) ret3 = SQLConnect(con1, "dbs", SQL_NTS, "js", SQL_NTS, "xyz", SQL_NTS)
else exit ;
9)    if (!ret3) ret4 = SQLAllocHandle(SQL_HANDLE_STMT, con1, &stmt1) else exit ;
10)   SQLPrepare (stmt1, "select UNOME, SALARIO from EMPREGADO where SSN = ?", SQL_NTS) ;
11)   prompt("Entre com o numero do seguro social: ", ssn) ;
12)   SQLBindParameter (stmt1, 1, SQL_CHAR, &ssn, 9, &fetchlen1) ;
13)   ret1 = SQLExecute(stmt1) ;
14)   if (!ret1) {
15)      SQLBindCol (stmt1, 1, SQL_CHAR, &unome, 15, &fetchlen1) ;
16)      SQLBindCol (stmt1, 2, SQL_FLOAT, &salario, 4, &fetchlen2) ;
17)      ret2 = SQLFetch (stmt1) ;
18)      if (!ret2) printf(ssn, unome, salario)
19)         else printf ("Numero do Seguro Social Inexistente: ", ssn) ;
20)      }
21)   }
```

FIGURA 9.11 Segmento de programa CLI1, um segmento de programa C com SQL/CLI.

Cada registro torna-se acessível ao programa por uma variável C ponteiro — chamado **controle** (***handle***) de registro. O **ponteiro de controle** será devolvido quando um registro for criado. Para criar um registro e devolver seu ponteiro de controle, é usada a seguinte função de SQL/CLI:

```
SQLAllocHandle(<handle_tipo>, <handle_1>, <handle_2>)
```

Nessa função, os parâmetros são:

- <handle_tipo> indica o tipo de registro que está sendo criado. Os valores possíveis para esse parâmetro são as palavras-chave SQL_HANDLE_ENV, SQL_HANDLE_DBC, SQL_HANDLE_STMT ou SQL_HANDLE_DESC, para um ambiente, uma conexão, uma declaração ou um registro de descrição, respectivamente.
- <handle_1> indica o recipiente (*container*) dentro do qual o novo controle está sendo criado. Por exemplo, para um registro de conexão, poderia ser o ambiente dentro do qual a conexão está sendo criada; para um registro de declaração, poderia ser a conexão para aquela declaração.
- <handle_2> é o ponteiro (*handle*) para o registro, do tipo <handle_tipo>, recém-criado.

Para codificar um programa em C que incluirá chamadas ao banco de dados por SQL/CLI, os passos normalmente seguidos estão descritos a seguir. Ilustraremos esses passos nos referindo ao exemplo CLI1, da Figura 9.11, que lê o número do seguro social de um empregado e imprime seu sobrenome e seu salário:

1. A *biblioteca de funções* que compreende SQL/CLI deve estar contida no programa C. Ela é chamada `sqlcli.h` e é incluída pela linha 0 na Figura 9.11.
2. Devem ser especificadas no programa as *variáveis para os controles* necessários, tipo SQLHSTMT, SQLHDBC, SQLHENV e SQLHDESC para as declarações, as conexões, os ambientes e as descrições, respectivamente (linhas 2 a 4).[13] Também devem ser declaradas as variáveis do tipo SQLRETURN (linha 5) para registro do código de retorno das chamadas de funções SQL/CLI. Um código de retorno 0 (zero) indica que a *execução* da chamada de função ocorreu com *sucesso*.
3. Um *registro de ambiente* deve ser marcado em um programa usando `SQLAllocHandle`. Para isso é usada a função exibida na linha 6. Como o registro de ambiente não está contido em nenhum outro registro no momento da criação do ambiente, o parâmetro <handle_1> é *null*, SQL_NULL_HANDLE (ponteiro nulo). O controle (ponteiro) para o registro de ambiente recém-criado é devolvido na variável `env1`, linha 6.
4. Um *registro de conexão* deve ser marcado em um programa utilizando `SQLAllocHandle`. Na linha 7, o registro de conexão criado tem `con1` como ponteiro de controle e está contido no ambiente `env1`. Uma **conexão** é então estabelecida em `con1` para um servidor de banco de dados em particular, usando a função `SQLConnect` da SQL/CLI (linha 8). Em nosso exemplo, o nome do servidor de um banco de dados que estamos conectando é o 'dbs', a conta e a senha para *login* são 'js' e 'xyz', respectivamente.
5. Um *registro de declaração* deve ser marcado em um programa empregando `SQLAllocHandle`. Na linha 9, o registro de declaração criado tem `stmt1` como controle e usa o `con1` para conexão.
6. Uma declaração é *preparada* usando a função `SQLPrepare` da SQL/CLI. Na linha 10, é designada a cadeia (a consulta de nosso exemplo) SQL para o controle (*handle*) de declaração `stmt1`. O símbolo de ponto de interrogação (?) da linha 10 representa um **parâmetro da declaração**, que é um valor a ser determinado em tempo de execução — normalmente ligado a uma variável do programa C. Em geral, ocorrem vários parâmetros. Eles são diferenciados pela ordem de aparecimento dos pontos de interrogação dentro da declaração (o primeiro? representa o parâmetro 1; o segundo?, o parâmetro 2, e assim por diante). O último parâmetro da `SQLPrepare` deveria fornecer o comprimento da cadeia da declaração SQL em bytes, mas se entrarmos com a palavra-chave SQL_NTS, ela indicará que a cadeia que contém a consulta é terminada com um *null* (*null-terminated string* — *nts*, cadeia de caracteres terminada por nulo), para que a SQL possa calcular o comprimento da cadeia automaticamente. Isso também se aplica a outros parâmetros de cadeia nas chamadas de função.
7. Antes de executar a consulta, qualquer parâmetro deve ser ligado a variáveis de programas, usando a função SQL/CLI `SQLBindParameter`. Na Figura 9.11, o parâmetro (indicado por ?) da consulta preparada e referido por `stmt1` é ligado à variável `ssn` do programa de C na linha 12. Se houvesse n parâmetros na declaração SQL, deveria haver n chamadas de função `SQLBindParameter`, cada uma com um parâmetro de posição diferente (1, 2,..., n).
8. Seguindo essas preparações, podemos então executar a declaração SQL controlada por `stmt1` utilizando a função `SQLExecute` (linha 13). Observe que, embora a consulta seja executada na linha 13, seus resultados não foram ainda associados a nenhuma variável do programa C.
9. Para determinar em que o resultado da consulta será devolvido, uma técnica comum é a das **colunas associadas** similares. Nela, cada coluna do resultado de uma consulta é associada a uma variável do programa C por meio da função `SQLBindCol`.

13 Não mostraremos aqui a descrição dos registros, de modo a manter uma apresentação simplificada.

As colunas são distinguidas pela ordem de seu aparecimento na consulta SQL. Na Figura 9.11, linhas 15 e 16, as duas colunas da consulta (UNOME e SALARIO) são ligadas às variáveis unome e salario, do programa C, respectivamente.[14]

10. Finalmente, para recobrar os valores das colunas nas variáveis do programa C, é usada a função SQLFetch (linha 17). Essa função é semelhante ao comando FETCH (vá buscar) da SQL embutida. Se um resultado de consulta tiver uma coleção de tuplas, cada chamada SQLFetch entra com a próxima tupla e recupera seus valores de coluna nas variáveis de programa associadas. O SQLFetch devolve um código de exceção (diferente de zero) se não houver mais nenhuma tupla.[15]

Como pudemos ver, o uso de chamadas de função dinâmicas exige muita preparação para a montagem das declarações SQL e para associar os parâmetros do resultado da consulta às variáveis apropriadas do programa.

Na CLI1, *uma única tupla* é selecionada pela consulta SQL. A Figura 9.12 mostra um exemplo para a recuperação de diversas tuplas. Pressupomos que as variáveis apropriadas do programa C foram declaradas como na Figura 9.2. O segmento de programa CLI2 lê (entrada — *input*) o número de um departamento e, então, recupera os empregados que trabalham nesse departamento. Nesse caso, um laço itera os registros dos empregados, um a um, e imprime o último nome e o salário de cada um deles.

```
//Segmento de Programa CLI2:
0)    #include sqlcli.h ;
1)    void printDepartmentEmps() {
2)    SQLHSTMT stmt1 ;
3)    SQLHDBC con1 ;
4)    SQLHENV env1 ;
5)    SQLRETURN ret1, ret2, ret3, ret4 ;
6)    ret1 = SQLAllocHandle(SQL_HANDLE_ENV, SQL_NULL_HANDLE, &env1) ;
7)    if (!ret1) ret2 = SQLAllocHandle(SQL_HANDLE_DBC, env1, &con1) else exit ;
8)    if (!ret2) ret3 = SQLConnect(con1, "dbs", SQL_NTS, "js", SQL_NTS, "xyz", SQL_NTS)
else exit ;
9)    if (!ret3) ret4 = SQLAllocHandle(SQL_HANDLE_STMT, con1, &stmt1) else exit ;
10)   SQLPrepare(stmt1, "select UNOME, SALARIO from EMPREGADO where DNO = ?", SQL_NTS) ;
11)   prompt("Entre com o Numero do Departamento: ", dno) ;
12)   SQLBindParameter(stmt1, 1, SQL_INTEGER, &dno, 4, &fetchlen1) ;
13)   ret1 = SQLExecute(stmt1) ;
14)   if (!ret1) {
15)      SQLBindCol(stmt1, 1, SQL_CHAR, &unome, 15, &fetchlen1) ;
16)      SQLBindCol(stmt1, 2, SQL_FLOAT, &salario, 4, &fetchlen2) ;
17)      ret2 = SQLFetch(stmt1) ;
18)      while (!ret2) {
19)         printf(unome, salario) ;
20)         ret2 = SQLFetch(stmt1) ;
21)         }
22)      }
23)   }
```

FIGURA 9.12 Segmento de programa CLI2, um segmento de programa C que usa a SQL/CLI para uma consulta cujo resultado apresenta uma coleção de tuplas.

9.5.2 JDBC: Chamadas de Função SQL em Programação JAVA

Voltaremos nossa atenção, agora, para como a SQL pode ser chamada na linguagem de programação orientada a objeto JAVA.[16] As bibliotecas de funções para esse acesso são conhecidas como **JDBC**.[17] A linguagem de programação JAVA foi pro-

14 Uma técnica alternativa, conhecida como **coluna não-associada** (***unbound columns***), usa uma função diferente SQL/CLI, denominada SQLGetCol ou SQLGetData, que recupera as colunas do resultado da consulta sem que, anteriormente, seja feita uma associação entre elas; estas são aplicadas depois do comando SQLFetch no passo 17.

15 Se as variáveis de programa não-associadas (*unbound variables*) forem usadas, o SQLFetch devolverá a tupla em uma área temporária de programa. Cada SQLGetCol (ou SQLGetData) subseqüente devolverá, na ordem, um valor de atributo.

16 Esta seção pressupõe familiaridade com os conceitos de orientação a objeto e com os conceitos básicos de JAVA. Se o leitor não possuir essa familiaridade, ele poderá postergar esta seção até terminar a leitura do Capítulo 20.

17 Comomencionamos anteriormente, o **JDBC** é uma marca registrada da Sun Microsystems, embora seja geralmente entendido como um acrônimo de Java Data Base Connectivity.

jetada para ser independente da plataforma, ou seja, um programa deve rodar em qualquer tipo de sistema de computador que tenha um intérprete JAVA instalado. Por causa dessa portabilidade, muitos fabricantes de SGBDR fornecem *drivers* de JDBC para que programas JAVA possam acessar seus sistemas. Um ***driver* JDBC** é basicamente uma implementação das chamadas de função especificadas no JDBC API (Interface para a programação de aplicações) para o SGBDR de um fabricante em particular. Conseqüentemente, um programa JAVA, com chamadas de função JDBC, pode acessar qualquer SGBDR que tiver um *driver* JDBC disponível.

Como JAVA é orientado a objeto, suas bibliotecas de funções são implementadas como **classes**. Antes de poder processar as chamadas de função JDBC com JAVA, é necessário importar as **bibliotecas de classes JDBC**, que são chamadas `java.sql.*` Elas podem ser carregadas e instaladas pela Web.[18]

A JDBC foi projetada para permitir que um único programa JAVA pudesse conectar-se a vários bancos de dados diferentes. Estes, algumas vezes, são chamados **fontes de dados**, e acessados pelo programa JAVA. Essas fontes de dados podem ser armazenadas em SGBDRs de diferentes fabricantes, e podem residir em máquinas diferentes. Por conseguinte, as fontes de dados diferentes, acessadas dentro de um mesmo programa JAVA, podem exigir *drivers* JDBC de diferentes fabricantes. Para alcançar essa flexibilidade, é empregada uma classe especial JDBC, chamada classe **gerente de *drivers***, que mantém o controle dos *drivers* instalados. Um *driver* deve ser *registrado* pelo gerente de *drivers* antes de ser usado. As operações (métodos) da classe de um gerente de *drivers* incluem `getDriver`, `registerDriver` e `deregisterDriver`. Elas podem ser usadas para adicionar ou remover os *drivers* dinamicamente. Outras funções marcam e encerram as conexões com as fontes de dados, como veremos adiante.

Para carregar um *driver* JDBC explicitamente, pode ser usada uma função JAVA genérica. Por exemplo, para carregar o *driver* JDBC no SGBD ORACLE, pode ser usado o seguinte comando:

```
Class.forName("oracle.jdbc.driver.OracleDriver")
```

Assim, o *driver* será registrado pelo gerente de *drivers*, que o tornará disponível para o programa. Também é possível carregar e registrar um(ns) *driver*(s), quando for necessário, na linha de comando que roda o programa; por exemplo, incluindo o seguinte comando:

```
-Djdbc.drivers = oracle.jdbc.driver
```

Os passos típicos em um programa de aplicação JAVA com acesso por chamadas de função JDBC a um banco de dados são os seguintes. Ilustraremos esses passos recorrendo ao exemplo JDBC1 da Figura 9.13, que lê o número do seguro social de um empregado e imprime seu último nome e salário.

1. A *biblioteca de classes* JDBC deve ser importada para o programa JAVA. Essas classes são chamadas `java.sql.*` e podem ser importadas usando a linha 1 da Figura 9.13. Qualquer biblioteca de classes adicional, necessária ao programa JAVA, também poderá ser importada.
2. Carregue o *driver* JDBC conforme discutido previamente (linhas 4 a 7). A exceção JAVA da linha 5 acontece se o *driver* não for devidamente carregado.
3. Crie variáveis apropriadas, conforme necessário ao programa JAVA (linhas 8 e 9).
4. Um **objeto de conexão** é criado utilizando-se a função `getConnection` da classe JDBC `DriverManager`. Nas linhas 12 e 13, o objeto de conexão é criado usando-se a chamada de função `getConnection(urlstring)`, em que `urlstring` tem a forma

   ```
   jdbc:oracle:<driverTipo>:<dbconta>/<senha>
   ```

   Uma forma alternativa é

   ```
   getConnection(url, dbconta, senha)
   ```

   Diversas propriedades podem ser atribuídas (*set*) para um objeto de conexão, mas elas estão relacionadas, principalmente, às propriedades transacionais que discutiremos no Capítulo 17.
5. Um **objeto de declaração** é criado no programa. Em JDBC, há uma classe básica de declaração, `Statement`, com duas subclasses especializadas: `PreparedStatement` e `CallableStatement`. Esse exemplo ilustra como os objetos da `PreparedStatement` são criados e utilizados. O próximo exemplo (Figura 9.14) ilustra o outro tipo de objetos de declaração. Na linha 14, uma cadeia de caracteres com uma consulta de um único parâmetro — indicado pelo símbolo "?" — é criada na variável `stmt1`. Na linha 15, um objeto `p`, do tipo `PreparedStatement`, é criado baseado na consulta `stmt1`, usando o objeto de conexão `conn`. De modo geral, o programador deve optar pelo objeto `PreparedStatement` se uma consulta for executada diversas vezes, uma vez que ela será escrita, verificada e compilada apenas uma vez, reduzindo, assim, os custos adicionais de execuções da consulta.

18 Estão disponíveis em diversos sites na Web — por exemplo, URL *http://industry.java.sun.com/products/jdbc/drivers*.

```
//Programa JDBC1:
0) import java.io.* ;
1) import java.sql.*
   ...
2) class getEmpInfo {
3)    public static void main (String args []) throws SQLException, IOException {
4)    try { Class.forName("oracle.jdbc.driver.OracleDriver")
5)    } catch (ClassNotFoundException x) {
6)       System.out.println ("Driver nao pode ser carregado") ;
7)       }
8)    String dbacct, senha, ssn, unome ;
9)    Double salario ;
10)   dbacct = readentry("Entre com conta do banco de dados:") ;
11)   passwrd = readentry("Entre com a senha:") ;
12)   Connection conn = DriverManager.getConnection
13)         ("jdbc:oracle:oci8:" + dbacct + "/" + passwrd) ;
14)   String stmt1 = "select UNOME, SALARIO from EMPREGADO where SSN = ?" ;
15)   PreparedStatement p = conn.prepareStatement(stmt1) ;
16)   ssn = readentry("Entre com o Numero do Seguro Social: ") ;
17)   p.clearParameters() ;
18)   p.setString(1, ssn) ;
19)   ResultSet r = p.executeQuery() ;
20)   while (r.next()) {
21)      unome = r.getString(1) ;
22)      salario = r.getDouble(2) ;
23)      system.out.println(unome + salario) ;
24)   } }
25) }
```

FIGURA 9.13 Segmento de programa JDBC1, um segmento de programa JAVA com o JDBC.

6. O ponto de interrogação (?) da linha 14 representa um **parâmetro de declaração**, que é um valor a ser determinado em tempo de execução, normalmente ligado a uma variável do programa JAVA. Em geral, pode haver vários parâmetros, diferenciados pela ordem em que aparecem os pontos de interrogação na declaração (primeiro ? representa o parâmetro 1; segundo ?, o parâmetro 2, e assim por diante), como previamente discutido.
7. Antes de executar uma consulta com `PreparedStatement`, todos os parâmetros devem estar carregados em variáveis do programa. Dependendo do tipo dos parâmetros, funções como `setString`, `setInteger`, `setDouble`, e assim por diante são aplicadas ao objeto `PreparedStatement` para fixar seus parâmetros. Na Figura 9.13, o parâmetro (indicado por ?) do objeto `p` é ligado à variável `ssn` do programa JAVA na linha 18. Se houver *n* parâmetros na declaração SQL, devemos ter *n* `Set`...functions, cada uma com uma posição de parâmetro diferente (1, 2, ..., *n*). Normalmente, essa forma é recomendada para tornar claros todos os parâmetros antes de fixar qualquer novo valor (linha 17).
8. Seguindo esses procedimentos, podemos executar a declaração SQL referida pelo objeto `p` usando a função `executeQuery` (linha 19). Há uma função genérica de `execução` (*execute*) em JDBC, mais duas funções especializadas: `executeUpdate` e `executeQuery`. A `executeUpdate` é usada em declarações SQL para a inserção, a exclusão ou a atualização, e devolve um valor inteiro que indica o número de tuplas que foram afetadas. A `executeQuery` é usada nas declarações SQL para recuperação de dados e retorna um objeto do tipo `ResultSet`, que discutiremos adiante.
9. Na linha 19, o resultado da consulta é devolvido em um objeto `r` do tipo `ResultSet`. Ele se assemelha a uma matriz bidimensional ou a uma tabela, em que as tuplas são as linhas e os atributos devolvidos, as colunas. Um objeto `ResultSet` é semelhante a um cursor de SQL embutido e a um iterator em SQLJ. Em nosso exemplo, quando a consulta é executada, `r` se refere à tupla anterior à primeira tupla do resultado da consulta. A função `r.next ()` (linha 20) desloca a posição para a próxima tupla (linha) do objeto `ResultSet`, e devolve `null` se não houver mais nenhuma tupla. Isso é feito para controlar o laço. O programador pode se referir aos atributos da tupla corrente usando diversas `get`... *functions*, que dependem do tipo de cada atributo (por exemplo, `getString`, `getInteger`, `getDouble`, e assim por diante). O programador pode usar ou as posições dos atributos (1, 2) ou os seus nomes reais (`"UNOME"`,`"SALÁRIO"`) com `get`... *functions*. Em nossos exemplos, usamos a anotação posicional nas linhas 21 e 22.
   Em geral, o programador pode checar as exceções SQL depois de cada chamada função JDBC.

Note que, ao contrário de algumas outras técnicas, o JDBC não faz distinções entre as consultas que devolvem uma única tupla e aquelas que retornam várias tuplas. Isso se justifica porque um resultado com uma única tupla é apenas um caso especial.

No exemplo JDBC1, a consulta SQL seleciona uma *única tupla*, assim o laço das linhas 20 a 24 é executado no máximo uma vez. O próximo exemplo, mostrado na Figura 9.14, ilustra a recuperação de várias tuplas. O segmento de programa JDBC2 lê (entrada) um número de departamento e então recupera os empregados que trabalham nesse departamento. Um laço então varre todos os registros dos empregados, um de cada vez, e imprime o último nome e salário do empregado. Esse exemplo também ilustra como podemos executar uma consulta diretamente, sem preparações prévias, como no exemplo anterior. Essa técnica é preferida para as consultas que são executadas uma só vez, pois a programação é mais simples. Na linha 17 da Figura 9.14, o programador cria um objeto `Statement` (em vez de `PreparedStatement`, como no exemplo anterior) sem associá-lo a uma cadeia de caracteres de uma consulta em particular. A cadeia da consulta `q` é passada ao objeto statement `s` quando é executado na linha 18.

Isso conclui nossa breve introdução ao JDBC. O leitor interessado deve consultar o site *http://java.sun.com/docs/books/tutorial/jdbc/*, que contém detalhes de JDBC avançado.

```
//Segmento de Programa JDBC2:
0)    import java.io.* ;
1)    import java.sql.*
      ...
2)    class printDepartmentEmps {
3)       public static void main (String args []) throws SQLException, IOException {
4)       try { Class.forName("oracle.jdbc.driver.OracleDriver")
5)       } catch (ClassNotFoundException x) {
6)          System.out.println ("O Driver nao pode ser carregado") ;
7)          }
8)       String dbacct, senha, unome ;
9)       Double salario ;
10)      Integer dno ;
11)      dbacct = readentry("Entre com a conta do banco de dados:") ;
12)      passwrd = readentry("Entre com a senha:") ;
13)      Connection conn = DriverManager.getConnection
14)         ("jdbc:oracle:oci8:" + dbacct + "/" + passwrd) ;
15)      dno = readentry("Entre com o Numero do Departamento: ") ;
16)      String q = "select UNOME, SALARIO from EMPREGADO where DNO = " +
         dno.tostring() ;
17)      Statement s = conn.createStatement() ;
18)      ResultSet r = s.executeQuery(q) ;
19)      while (r.next()) {
20)         unome = r.getString(1) ;
21)         salary = r.getDouble(2) ;
22)         system.out.println(unome + salario) ;
23)      } }
24)   }
```

FIGURA 9.14 Segmento de programa JDBC2, um segmento de programa JAVA que usa o JDBC para uma consulta que tem, como resultado, uma coleção de tuplas.

9.6 Procedimentos Armazenados em Banco de Dados (Stored Procedures) e o SQL/PSM

Concluiremos este capítulo com dois tópicos adicionais relacionados à programação de banco de dados. Na Seção 9.6.1 discutiremos o conceito de procedimentos armazenados (*stored procedures*), que são módulos de programa armazenados pelo SGBD no servidor de banco de dados. A seguir, na Seção 9.6.2, abordaremos as extensões da SQL, especificadas no padrão, que contemplam os construtores para a programação de propósito geral em SQL. Essas extensões são conhecidas como SQL/PSM (*SQL/Persistent Stored Modules*) e podem ser usadas para escrever os procedimentos armazenados. O SQL/PSM também serve como um exemplo de linguagem de programação de banco de dados que estende o modelo e a linguagem de um banco de dados — denominada SQL — com alguns construtores de programação, como declarações condicionais e laços.

9.6.1 Procedimentos Armazenados em um Banco de Dados e Funções

Até agora, em nossa apresentação de técnicas de programação para um banco de dados, estava implícita a suposição de que o programa de aplicação de banco de dados estaria sendo executado em uma máquina-cliente, diferentemente da máquina em que o servidor — e principal parte do software SGBD — estaria rodando. Embora isso seja satisfatório para muitas aplicações, às vezes é útil criar módulos — programas de procedimentos de banco de dados ou funções — que são armazenados e executados pelo SGBD no servidor de banco de dados. Estes são historicamente conhecidos como **procedimentos armazenados** em banco de dados, embora possam ser funções ou procedimentos. O termo, usado no padrão SQL para os procedimentos armazenados, é **módulos armazenados de modo persistente**, dado que esses programas são armazenados pelo SGBD de modo persistente, de forma semelhante aos dados persistentes armazenados pelo SGBD.

Os procedimentos armazenados são úteis nas seguintes circunstâncias:

- Se um programa de banco de dados é necessário para várias aplicações, pode ser armazenado no servidor e invocado por quaisquer dos programas de aplicação. Isso reduz a duplicação de esforços e melhora a modularidade do software.
- Executar um programa no servidor pode reduzir a transferência de dados e, conseqüentemente, em certas situações, os custos de comunicação entre os clientes e o servidor.
- Esses procedimentos podem aumentar o poder de modelagem proporcionado pelas visões, permitindo que tipos mais complexos derivados dos dados possam tornar-se disponíveis aos usuários dos bancos de dados. Além disso, podem ser usados para verificar as restrições mais complexas, que vão além do poder de especificação das asserções e dos gatilhos.

Em geral, muitos dos SGBDs comerciais permitem que os procedimentos armazenados e as funções possam ser escritos em uma linguagem de programação de propósito geral. Alternativamente, um procedimento armazenado pode ser criado a partir de comandos simples de SQL, como recuperações e atualizações. A forma geral de declarar procedimentos armazenados é a seguinte:

```
CREATE PROCEDURE <nome do procedimento> ( <parâmetros> )
<declarações locais>
<corpo do procedimento> ;
```

Os parâmetros e as declarações locais são opcionais, e só são especificados se for preciso. Para declarar uma função, é necessário um tipo retorno, assim a forma de declaração é:

```
CREATE FUNCTION <nome da função> ( <parâmetros> )
RETURNS <tipo retorno>
<declarações locais>
<corpo da função> ;
```

Se o procedimento (ou a função) é escrito em uma linguagem de programação de propósito geral, é normal especificar a linguagem, bem como um nome de arquivo em que o código do programa será armazenado. Por exemplo, o seguinte formato pode ser usado:

```
CREATE PROCEDURE <nome do procedimento> ( <parâmetros> )
LANGUAGE <nome da linguagem de programação>
EXTERNAL NAME <nome do caminho do arquivo> ;
```

Em geral, cada parâmetro deveria ser de um **tipo de parâmetro**, que é um dos tipos de dados SQL. Cada parâmetro também deveria ter um **modo de parâmetro**, que poderia ser IN, OUT ou INOUT. Estes correspondem a parâmetros cujos valores são: só entrada, saída (retorna) ou entrada e saída, respectivamente.

Como os procedimentos e as funções são armazenados de modo persistente pelo SGBD, deve ser possível chamá-los pelas diversas interfaces e técnicas de programação SQL. A **declaração CALL**, no padrão SQL, pode ser usada para invocar um procedimento armazenado — por meio de uma interface interativa, por uma SQL embutida ou por uma SQLJ. O formato da declaração é a seguinte:

```
CALL <nome do procedimento ou função> ( <lista de argumentos> ) ;
```

Se essa declaração for chamada por JDBC, deveria ser designada a um objeto do tipo declaração `CallableStatement` (Seção 9.5.2).

9.6.2 SQL/PSM: Estendendo a SQL para a Especificação de Módulos Armazenados de Modo Persistente

O SQL/PSM é a parte do padrão SQL que especifica como escrever os módulos armazenados de modo persistente. Inclui as declarações para criar as funções e os procedimentos que descrevemos na seção anterior. Também inclui os construtores adicionais de programação para aumentar o poder da SQL para a escrita do código (ou do corpo) dos procedimentos armazenados e das funções.

Nesta seção discutiremos os construtores SQL/PSM para as declarações condicionais (desvios) e para as declarações de laços (*loops*). Eles darão a noção dos construtores incorporados pelo SQL/PSM.[19] Daremos, então, um exemplo para ilustrar como esses construtores podem ser usados.

A declaração para desvio condicional em SQL/PSM tem a seguinte forma :

```
IF <condição> THEN <lista de declaracões>
        ELSEIF <condição> THEN <lista de declarações>
        ...
        ELSEIF <condição> THEN <lista de declarações>
        ELSE <lista de declarações>
        END IF ;
```

Considere o exemplo da Figura 9.15, que ilustra como a estrutura de desvio condicional pode ser usada em uma função SQL/PSM. A função devolve um valor de cadeia de caracteres (linha 1) que descreve o tamanho de um departamento baseado no número de empregados. Há um parâmetro inteiro IN, `deptnro`, que fornece o número do departamento. Uma variável local `NroDeEmps` é declarada na linha 2. A consulta, das linhas 3 e 4, devolve o número de empregados do departamento, e o desvio condicional das linhas 5 a 8 devolverá, então, um dos valores {`"ENORME"`, `"GRANDE"`, `"MEDIO"`, `"PEQUENO"`}, baseado no número de empregados.

O SQL/PSM tem vários construtores para laços. Há as estruturas-padrão *while* (enquanto) e *repeat* (repetição), que têm as seguintes formas:

```
WHILE <condições> DO
        <lista de declarações>
END WHILE ;

 REPEAT
        <lista de declarações>
UNTIL <condição>
END REPEAT ;
```

```
//Função PSM1:
0)    CREATE FUNCTION DeptTamanho(IN deptnro INTEGER)
1)    RETURNS VARCHAR [7]
2)    DECLARE NroDeEmps INTEGER ;
3)    SELECT COUNT(*) INTO NroDeEmps
4)    FROM EMPREGADO WHERE DNO = deptnro ;
5)    IF NroDeEmps > 100 THEN RETURN "ENORME"
6)       ELSEIF NroDeEmps > 25 THEN RETURN "GRANDE"
7)       ELSEIF NroDeEmps > 10 THEN RETURN "MEDIO"
8)       ELSE RETURN "PEQUENO"
9)    END IF ;
```

FIGURA 9.15 Declarando uma função em SQL/PSM.

Também há uma estrutura de laço baseada em cursor. A lista de declaração, em cada volta, é executada para cada tupla do resultado da consulta, uma por vez. Possui a seguinte forma:

19 Só daremos uma breve introdução ao SQL/PSM aqui. Há muitas outras características no padrão SQL/PSM.

```
FOR <nome do laço> AS <nome do cursor> CURSOR FOR <consulta> DO
        <lista de declarações>
END FOR ;
```

Os laços podem ter nomes e há uma declaração `LEAVE <nome do laço>` para quebrar um laço quando uma condição for satisfeita. A extensão SQL/PSM tem muitas outras características, mas elas estão fora do escopo de nossa apresentação.

9.7 RESUMO

Neste capítulo apresentamos as facilidades adicionais da linguagem de um banco de dados SQL. Em particular, demos uma visão geral das técnicas mais importantes para a programação de um banco de dados. Começamos na Seção 9.1, apresentando as facilidades para a especificação de restrições gerais, como as asserções. Logo após, discutimos o conceito de visão em SQL. Depois discutimos os vários enfoques para a programação de aplicações de um banco de dados nas seções 9.3 a 9.6.

Questões para Revisão

9.1. Como a SQL implementa as restrições de integridade gerais?
9.2. O que é uma visão em SQL e como é definida? Discuta os problemas que podem surgir quando se tenta atualizar uma visão. Como as visões são implementadas normalmente?
9.3. Relacione as três principais abordagens para a programação de um banco de dados. Quais são as vantagens e as desvantagens de cada uma?
9.4. O que é o problema de impedância de correspondência? Qual das três abordagens de programação minimiza esse problema?
9.5. Descreva o conceito de um cursor e como é usado em SQL embutida.
9.6. Para que é usada a SQLJ? Descreva os dois tipos de iteratores disponíveis em SQLJ.

Exercícios

9.7. Considere o banco de dados mostrado na Figura 1.2 cujo esquema é apresentado na Figura 2.1. Escreva um segmento de programa para ler o nome de um estudante e imprimir sua média de pontuação, presumindo que A=4, B=3, C=2 e D=1 ponto. Use a SQL embutida em C (linguagem hospedeira).
9.8. Repita o Exercício 9.7 usando a SQLJ com JAVA como linguagem hospedeira.
9.9. Considere o esquema de um banco de dados relacional BIBLIOTECA da Figura 6.12. Escreva um segmento de programa que recupere a lista de livros com prazo vencido, e não pago, e imprima, para cada um, o título do livro e o nome do prestatário. Use a SQL embutida em C.
9.10. Repita o Exercício 9.9, mas use a SQLJ com JAVA.
9.11. Repita os Exercícios 9.7 e 9.9 utilizando a SQL/CLI com C.
9.12. Repita os Exercícios 9.7 e 9.9 usando o JDBC com JAVA.
9.13. Repita o Exercício 9.7 escrevendo uma função em SQL/PSM.
9.14. Especifique as seguintes visões em SQL, para o esquema de um banco de dados EMPRESA, mostrado na Figura 5.5.
   a. Uma visão que tenha o nome do departamento, o nome do gerente e o salário do gerente de todos os departamentos.
   b. Uma visão que tenha o nome do empregado, o nome de seu supervisor e o salário de cada empregado que trabalhe no departamento de 'Pesquisa'.
   c. Uma visão que tenha o nome do projeto, o nome do departamento responsável por seu controle, o número de empregados e as horas totais alocadas no projeto, por semana.
   d. Uma visão que tenha o nome do projeto, o nome do departamento que o controla, o número de empregados e as horas totais trabalhadas, por semana, naqueles projetos *que tenham mais de um empregado alocado*.
9.15. Considere a seguinte visão, DEPT_RESUMO, definida para o banco de dados de EMPRESA da Figura 5.6:

```
CREATE VIEW     DEPT_RESUMO (D, C, TOTAL_S, MEDIA_S)
AS SELECT       DNO, COUNT (*), SUM (SALARIO), AVG (SALARIO)
   FROM         EMPREGADO
   GROUP BY     DNO;
```

Estabeleça quais, dentre as seguintes consultas e atualizações, seriam permitidas como visão. Se uma consulta ou uma atualização for permitida, mostre a consulta ou a atualização correspondente, feita pelas relações básicas que mais se pareceriam com elas, e dê seus resultados quando aplicadas ao banco de dados da Figura 5.6.

a.
```
SELECT *
FROM   DEPT_RESUMO;
```

b.
```
SELECT D, C
FROM   DEPT_RESUMO
WHERE  TOTAL_S > 100000;
```

c.
```
SELECT D, MEDIA_S
FROM   DEPT_RESUMO
WHERE  C > (SELECT C FROM DEPT_RESUMO WHERE D=4);
```

d.
```
UPDATE DEPT_RESUMO
SET    D=3
WHERE  D=4;
```

e.
```
DELETE FROM DEPT_RESUMO
WHERE  C > 4;
```

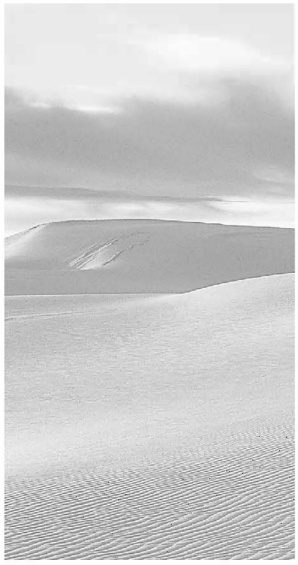
Bibliografia Selecionada

A questão das atualizações de visão é estabelecida por Dayal e Bernstein (1978), Keller (1982) e Langerak (1990), entre outros. As implementações de visão são discutidas em Blakeley *et al.* (1989). Negri *et al.* (1991) descreve a semântica formal de consultas em SQL.

3

TEORIA E METODOLOGIA DE PROJETO DE UM BANCO DE DADOS

Página em branco



10

Dependência Funcional e Normalização em um Banco de Dados Relacional

Dos capítulos 5 ao 9, apresentamos vários aspectos do modelo relacional e das linguagens a ele associadas. Cada *esquema de relação* consiste em um número de atributos, e o *esquema de banco de dados relacional* consiste em um determinado número de esquemas de relação. Adiante, pressupomos que, usando o bom senso do projetista do banco de dados, esses atributos serão agrupados para formar um esquema de relação ou será feito o mapeamento do esquema do projeto, de um modelo de dados conceitual como o ER ou o ER estendido (EER), ou algum outro modelo de dados conceitual. Esses modelos fazem com que o projetista identifique os tipos entidade e relacionamento e seus respectivos atributos, que levam a um agrupamento natural e lógico dos atributos em relações, quando os procedimentos para o mapeamento do Capítulo 7 forem seguidos. Entretanto, ainda precisaremos de alguma medida formal para saber por que um esquema de agrupamento de atributos em uma relação é melhor que outro. Na seqüência de nossa discussão de projeto conceitual nos capítulos 3 e 4 e seu mapeamento para o modelo relacional no Capítulo 7, não desenvolvemos, além da intuição do projetista, nenhum critério de adequabilidade ou de 'excelência' para medir a qualidade do projeto. Neste capítulo discutiremos algumas das teorias desenvolvidas com o objetivo de avaliar a qualidade dos projetos de esquemas conceituais — isto é, medir formalmente por que um conjunto de agrupamentos de atributos em esquemas de relação é melhor que outro.

Existem dois níveis em que podemos discutir a 'excelência' dos esquemas de relação. O primeiro é o **nível lógico** (ou **conceitual**) — como os usuários interpretam os esquemas de relação e o significado de seus atributos. Ter bons esquemas de relação nesse nível possibilita que os usuários entendam claramente o significado dos dados nas relações e, assim, possam formular corretamente suas consultas. O segundo é o **nível de implementação** (ou **armazenamento**) — como as tuplas de uma relação básica são armazenadas e atualizadas. Esse nível se aplica somente aos esquemas de relações básicas — que são armazenadas fisicamente em arquivos —, embora, no nível lógico, estejamos interessados tanto nos esquemas de relações básicas quanto nas visões (relações virtuais). A teoria para projeto de um banco de dados relacional, desenvolvida neste capítulo, está mais voltada para as *relações básicas*, ainda que alguns dos critérios de adequabilidade também sejam apropriados às visões, como mostrado na Seção 10.1.

Diante desses problemas, o projeto de um banco de dados pode ser desenvolvido usando-se duas abordagens: *bottom-up* (ascendente) ou *top-down* (descendente). A **metodologia de projeto *bottom-up*** (também chamada *projeto por síntese*) considera os relacionamentos básicos *entre os atributos individuais* ponto de partida, e os utiliza para construir os esquemas de relações. Essa abordagem não é muito popular na prática[1] porque sofre o problema de ter de coletar um grande número de relacionamentos binários entre os atributos como ponto de partida. Em contraste, a abordagem da **metodologia de projeto *top-down*** (também chamada *projeto por análise*) começa com um número de agrupamentos de atributos em relações agru-

1 Uma exceção, na qual essa abordagem é usada na prática, é o modelo chamado modelo relacional binário. Um exemplo é a metodologia NIAM (Verheijen e VanBekkum, 1982).

padas naturalmente, por exemplo, como um pedido, um formulário ou um relatório. As relações são, então, analisadas individual e coletivamente, indicando as decomposições futuras até que todas as propriedades sejam alcançadas. A teoria descrita neste capítulo é aplicada tanto para as abordagens de projeto *top-down* quanto para as abordagens *bottom-up*, mas é mais prática quando usada na abordagem *top-down*.

Começaremos este capítulo discutindo informalmente, na Seção 10.1, alguns critérios para avaliar se um esquema de relações é bom ou ruim. Então, na Seção 10.2, definiremos os conceitos de *dependência funcional*, uma restrição formal entre os atributos que é a principal ferramenta para a mensuração formal da adequabilidade do agrupamento dos atributos nos esquemas de relações. As propriedades da dependência funcional também serão estudadas e analisadas. Na Seção 10.3 mostraremos como as dependências funcionais podem ser usadas para agrupar os atributos em esquemas de relações que estão em *formas normais*. Um esquema de relação está em uma forma normal quando satisfizer certas propriedades desejáveis. O processo de *normalização* consiste na análise das relações para aumentar as formas normais estritas, levando a agrupamentos de atributos progressivamente melhores. As formas normais são especificadas em termos de dependências funcionais — que são identificadas pelo projetista do banco de dados — e de atributos-chave dos esquemas de relação. Na Seção 10.4 discutiremos as definições genéricas das formas normais, que podem ser diretamente aplicadas a um dado projeto e não exigem análise e normalização passo a passo.

O Capítulo 11 continua o desenvolvimento da teoria relacionada ao projeto de bons esquemas relacionais. Embora no Capítulo 10 nos concentremos nas formas normais para um único esquema de relação, no Capítulo 11 discutiremos as medidas de conveniência para um conjunto de esquemas de relações como um todo, que formam juntos o esquema de um *banco de dados relacional*. Especificaremos duas dessas propriedades — a propriedade de junção não aditiva (sem perda) e a propriedade da preservação da dependência — e discutiremos os algoritmos para projetos *bottom-up* de um banco de dados relacional, que começam com um determinado conjunto de dependências funcionais e alcançam certas formas normais, e ainda mantêm as propriedades anteriormente mencionadas. Será também apresentado um algoritmo genérico que testa se uma decomposição possui ou não a propriedade da junção sem perda (Algoritmo 11.1). No Capítulo 11 poderemos definir os tipos adicionais de dependências e as formas normais avançadas que aprofundam a 'excelência' dos esquemas de relações.

Para os leitores interessados somente em uma introdução informal de normalização, as seções 10.2.3, 10.2.4 e 10.2.5 não precisam ser lidas. Se, em um curso, o Capítulo 11 não for tratado, recomendamos uma introdução rápida às propriedades de decomposição na Seção 11.1 e uma discussão da Propriedade LJ1, além do Capítulo 10.

10.1 Orientações para Projetos Informais de Esquemas Relacionais

Discutiremos, nesta seção, quatro *medidas informais* para mensurar a qualidade de um projeto de esquema de relação:

- Semântica dos atributos.
- Redução de valores redundantes nas tuplas.
- Redução de valores *null* nas tuplas.
- Impedimento para a geração de valores ilegítimos nas tuplas.

Essas medidas nem sempre são independentes, como poderemos ver.

10.1.1 Semântica dos Atributos da Relação

Sempre que agrupamos os atributos para formar um esquema de relação, pressupomos que esses atributos possuam algum significado no mundo real e que haja uma interpretação própria associada a eles. No Capítulo 5 discutimos de que maneira cada relação pode ser interpretada como um conjunto de fatos ou declarações. Esse significado, ou **semântica**, especifica como interpretar os valores dos atributos armazenados em uma tupla da relação — em outras palavras, como os valores dos atributos de uma tupla se relacionam uns com os outros. Se o modelo conceitual for feito cuidadosamente, seguindo a sistemática do mapeamento para as relações, a maioria da semântica terá sido considerada e o modelo resultante deverá apresentar um significado claro.

Em geral, quanto mais fácil for explicar a semântica da relação, melhor será o modelo de esquema da relação. Para ilustrar, considere a Figura 10.1 uma versão simplificada do esquema EMPRESA do banco de dados relacional da Figura 5.5, e a Figura 10.2 um exemplo de estado das relações preenchidas desse esquema. O significado do esquema da relação EMPREGADO é bastante simples: cada tupla representa um empregado, com valores para nome (ENOME), número do seguro social (SSN), data de nascimento (DATANASC), endereço (ENDERECO) e número do departamento em que o empregado trabalha (DNUMERO). O atributo DNUMERO é uma chave estrangeira que representa uma *relação implícita* entre EMPREGADO e DEPARTAMENTO. A semântica dos esquemas

DEPARTAMENTO e PROJETO também é direta: cada tupla de DEPARTAMENTO representa uma entidade departamento, e cada tupla PROJETO representa uma entidade projeto. O atributo DGERSSN de DEPARTAMENTO relaciona um departamento ao empregado que é seu gerente, enquanto DNUM de PROJETO relaciona um projeto a seu departamento controlador; ambos são atributos de chaves estrangeiras. A facilidade com que o significado dos atributos de uma relação pode ser explicado é uma *medida informal* de quão bem a relação foi projetada.

A semântica dos outros dois esquemas de relação, na Figura 10.1, é ligeiramente mais complexa. Cada tupla em DEPT_LOCALIZACAO dá, a *um* número de departamento (DNUMERO), o local do departamento (DLOCALIZACAO). Cada tupla em TRABALHA_EM fornece, a um número de seguro social de empregado (SSN), o número de *um dos* projetos em que o empregado trabalha (PNUMERO), e o número de horas por semana que o empregado trabalha naquele projeto (HORAS). Porém, ambos os esquemas têm interpretações bem definidas e sem ambigüidades. O esquema DEPT_LOCALIZACOES representa um atributo multivalorado de DEPARTAMENTO, ao passo que TRABALHA_EM representa uma relação N:M entre EMPREGADO e PROJETO. Conseqüentemente, todos os esquemas de relação na Figura 10.1 podem ser considerados fáceis de explicar e, por conseguinte, bons do ponto de vista de possuírem uma semântica clara. Podemos, assim, formular as seguintes diretrizes informais para os projetos.

DIRETRIZ 1. Modelar um esquema de relação de modo que seja fácil explicar seu significado. Não combine os atributos de diferentes tipos entidades e relacionamentos dentro de uma única relação. Intuitivamente, se um esquema de relação corresponder a um tipo entidade ou a um tipo relacionamento, haverá uma justificativa direta para seu significado. Caso contrário, se a relação corresponder a uma mistura de entidades e relacionamentos, resultarão em ambigüidades semânticas e a relação não poderá ser explicada facilmente.

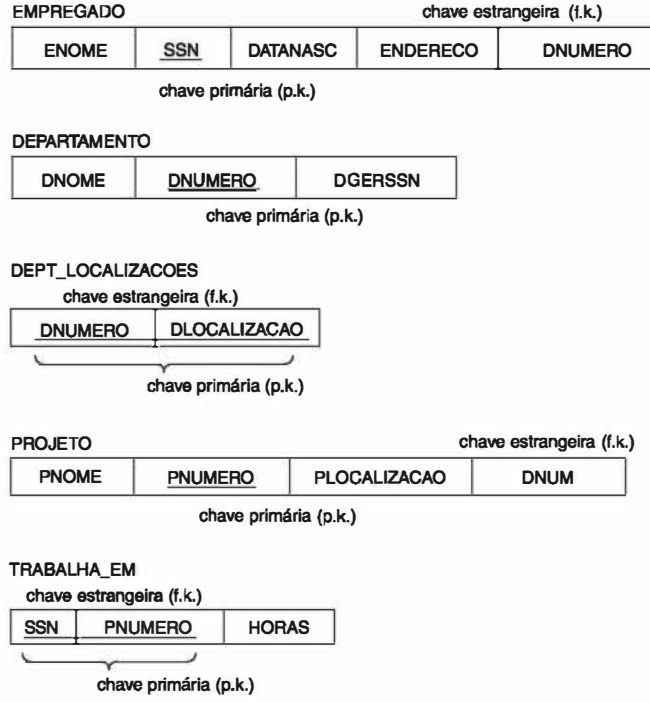


FIGURA 10.1 Um esquema simplificado do banco de dados relacional EMPRESA.

Os esquemas das relações das figuras 10.3a e 10.3b também têm semântica clara. (Por hora, o leitor deverá ignorar as linhas abaixo das relações; elas serão usadas para ilustrar a anotação de dependência funcional, discutida na Seção 10.2.) Uma tupla do esquema da relação EMP_DEPT, na Figura 10.3a, representa um único empregado, mas inclui informações adicionais — isto é, o nome do departamento (DNOME) para o qual o empregado trabalha e o número do seguro social do gerente desse departamento (DGERSSN). Para a relação EMP_PROJ da Figura 10.3b, cada tupla relaciona um empregado a um projeto, mas também inclui o nome do empregado (ENOME), o nome do projeto (PNOME) e o local do projeto (PLOCALIZACAO). Embora não haja nada

logicamente errado com essas duas relações, elas são consideradas esquemas pobres porque violam a Diretriz 1, misturando os atributos de entidades distintas do mundo real; EMP_DEPT mistura os atributos de empregados e departamentos; e EMP_PROJ, os atributos de empregados e projetos. Elas podem ser usadas como visões, porém causam problemas quando utilizadas como relações básicas, como discutiremos na seção seguinte.

EMPREGADO

ENOME	SNN	DATANASC	ENDERECO	DNUMERO
Smith,John B.	123456789	1965-01-09	731 Fondren,Houston,TX	5
Wong,Franklin T.	333445555	1955-12-08	638 Voss,Houston,TX	5
Zelaya,Alicia J.	999887777	1968-07-19	3321 Castle,Spring,TX	4
Wallace,Jennifer S.	987654321	1941-06-20	291 Berry,Bellaire,TX	4
Narayan,Ramesh K.	666884444	1962-09-15	975 Fire Oak,Humble,TX	5
English,Joyce A.	453453453	1972-07-31	5631 Rice,Houston,TX	5
Jabbar,Ahmad V.	987987987	1969-03-29	980 Dallas,Houston,TX	4
Borg,James E.	888665555	1937-11-10	450 Stone,Houston,TX	1

DEPARTAMENTO

DNOME	DNUMERO	DGERSSN
Pesquisa	5	333445555
Administração	4	987654321
Diretoria	1	888665555

DEPT_LOCALIZACOES

DNUMERO	DLOCALIZACAO
1	Houston
4	Stafford
5	Bellaire
5	Sugarland
5	Houston

TRABALHA_EM

SNN	PNUMERO	HORAS
123456789	1	32.5
123456789	2	7.5
666884444	3	40.0
453453453	1	20.0
453453453	2	20.0
333445555	2	10.0
333445555	3	10.0
333445555	10	10.0
333445555	20	10.0
999887777	30	30.0
999887777	10	10.0
987987987	10	35.0
987987987	30	5.0
987654321	30	20.0
987654321	20	15.0
888665555	20	null

PROJETO

PNOME	PNUMERO	PLOCALIZACAO	DNUM
ProdutoX	1	Bellaire	5
ProdutoY	2	Sugarland	5
ProdutoZ	3	Houston	5
Automação	10	Stafford	4
Reorganização	20	Houston	1
NovosBenefícios	30	Stafford	4

FIGURA 10.2 Exemplo de estado do esquema de banco de dados relacional da Figura 10.1.

10.1.2 Informações Redundantes em Tuplas e Anomalias de Atualizações

Uma meta para o modelo de um esquema é minimizar o espaço de armazenamento usado pelas relações básicas (e, conseqüentemente, dos arquivos correspondentes). Agrupar os atributos em esquemas de relações tem um efeito significativo no espaço de armazenamento. Por exemplo, compare o espaço usado pelas duas relações básicas EMPREGADO e DEPARTAMENTO, da Figura 10.2, com as relações básicas EMP_DEPT da Figura 10.4, que são o resultado da aplicação de uma operação de NATURAL JOIN entre EMPREGADO e DEPARTAMENTO. Em EMP_DEPT, os valores do atributo pertencente a um departamento em particular (DNUMERO, DNOME, DGERSSN) serão repetidos para *todo empregado que trabalhe naquele departamento*. Em contraste, a informação de cada departamento só aparece uma vez na relação DEPARTAMENTO da Figura 10.2. Só o número do departamento (DNUMERO) é repetido na relação EMPREGADO para cada empregado que trabalhe naquele departamento. Observações semelhantes aplicam-se à relação EMP_PROJ (Figura 10.4), que contém os atributos adicionais de EMPREGADO e PROJETO em relação a TRABALHA_EM.

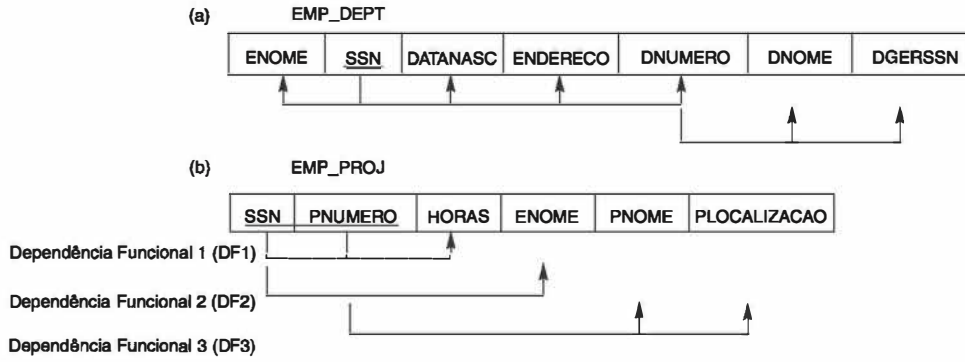


FIGURA 10.3 Dois esquemas de relações que sofrem anomalias de atualização.

EMP_DEPT

ENOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	DNUMERO	DNOME (redundância)	DGERSSN (redundância)
Smith,John B.	123456789	1965-01-09	731 Fondren,Houston,TX	5	Pesquisa	333445555
Wong,Franklin T.	333445555	1955-12-08	638 Voss,Houston,TX	5	Pesquisa	333445555
Zelaya, Alicia J.	999887777	1968-07-19	3321 Castle,Spring,TX	4	Administracao	987654321
Wallace,Jennifer S.	987654321	1941-06-20	291 Berry,Bellaire,TX	4	Administracao	987654321
Narayan,Ramesh K.	666884444	1962-09-15	975 FireOak,Humble,TX	5	Pesquisa	333445555
English,Joyce A.	453453453	1972-07-31	5631 Rice,Houston,TX	5	Pesquisa	333445555
Jabbar,Ahmad V.	987987987	1969-03-29	980 Dallas,Houston,TX	4	Administracao	987654321
Borg,James E.	888665555	1937-11-10	450 Stone,Houston,TX	1	Sede Administrativa	888665555

EMP_PROJ

SSN	PNUMERO	HORAS (redundância)	ENOME (redundância)	PNOME (redundância)	PLOCALIZACAO (redundância)
123456789	1	32.5	Smith,John B.	ProdutoX	Bellaire
123456789	2	7.5	Smith,John B.	ProdutoY	Sugarland
666884444	3	40.0	Narayan,Ramesh K.	ProdutoZ	Houston
453453453	1	20.0	English,Joyce A.	ProdutoX	Bellaire
453453453	2	20.0	English,Joyce A.	ProdutoY	Sugarland
333445555	2	10.0	Wong,Franklin T.	ProdutoY	Sugarland
333445555	3	10.0	Wong,Franklin T.	ProdutoZ	Houston
333445555	10	10.0	Wong,Franklin T.	Automação	Stafford
333445555	20	10.0	Wong,Franklin T.	Reorganização	Houston
999887777	30	30.0	Zelaya,Alicia J.	NovosBenefícios	Stafford
999887777	10	10.0	Zelaya,Alicia J.	Automação	Stafford
987987987	10	35.0	Jabbar,Ahmad V.	Automação	Stafford
987987987	30	5.0	Jabbar,Ahmad V.	Novos benefícios	Stafford
987654321	30	20.0	Wallace,Jennifer S.	Novos benefícios	Stafford
987654321	20	15.0	Wallace,Jennifer S.	Reorganização	Houston
888665555	20	null	Borg,James E.	Reorganização	Houston

FIGURA 10.4 Exemplo de estado para EMP_DEPT e EMP_PROJ resultantes da aplicação do NATURAL JOIN nas relações da Figura 10.2. Elas podem ser armazenadas como relações básicas por razões de desempenho.

Outro sério problema, quando se usam as relações da Figura 10.4 como relações básicas, é o de **anomalias na atualização**. Esses problemas podem ser classificados em anomalias de inserção, anomalias de exclusão e anomalias de atualização.[2]

Anomalias de Inserção. As anomalias de inserção podem ser classificadas em dois tipos, ilustrados nos exemplos seguintes, tendo por base a relação EMP_DEPT:

- Para inserir uma nova tupla empregado em EMP_DEPT, teremos de incluir os valores dos atributos para o departamento que o empregado trabalha, ou *nulls* (se o empregado ainda não trabalhar em nenhum departamento). Por exemplo,

2 Essas anomalias foram identificadas por Codd (1972a) para justificar a necessidade da normalização de relações, como discutiremos na Seção 10.3.

para inserir uma nova tupla de um empregado que trabalhe no departamento 5, precisaremos informar os valores dos atributos do departamento 5 corretamente, por isso eles devem ser *consistentes* com os demais valores do departamento 5 das outras tuplas em EMP_DEPT. No modelo da Figura 10.2, não teremos de nos preocupar com esse problema de consistência porque entraremos somente com o número do departamento na tupla empregado; todos os outros valores de atributo do departamento 5 só serão registrados uma vez no banco de dados, com uma única tupla na relação DEPARTAMENTO.

- É difícil inserir um novo departamento que ainda não tenha nenhum empregado em EMP_DEPT. O único modo de fazer isso é colocar os valores nulos nos atributos do empregado. Isso causa problema porque SSN é chave primária de EMP_DEPT e supõe-se que cada tupla represente uma entidade empregado — não uma entidade departamento. Além disso, quando o primeiro empregado for designado àquele departamento, não precisaremos mais dessa tupla com os valores *null*. Esse problema não acontece no modelo da Figura 10.2, pois um departamento será inserido na relação DEPARTAMENTO mesmo que nenhum empregado trabalhe nele, e sempre que um empregado for designado para aquele departamento, uma tupla correspondente será inserida em EMPREGADO.

Anomalias de Exclusão. O problema de anomalias de exclusão está relacionado à segunda situação de anomalia de inserção discutida anteriormente. Ao apagarmos uma tupla de empregado em EMP_DEPT, pode ser que ela represente o último empregado que trabalhe naquele departamento, então, as informações relativas àquele departamento serão perdidas do banco de dados. Esse problema não acontece no banco de dados da Figura 10.2 porque as tuplas de DEPARTAMENTO serão armazenadas separadamente.

Anomalias de Atualização. Em EMP_DEPT, se mudarmos o valor de um dos atributos de um departamento em particular — digamos, o gerente do departamento 5 —, teremos de atualizar as tuplas de todos os empregados que trabalham naquele departamento; caso contrário, o banco de dados se tornará inconsistente. Se deixarmos de atualizar alguma tupla, um mesmo departamento poderá apresentar mais de um valor para o gerente em diferentes tuplas de empregados, o que poderia estar errado.[3]

Com base nas três anomalias precedentes, podemos declarar a seguinte diretriz.

DIRETRIZ 2. Modelar esquemas de relações básicas de forma que nenhuma anomalia de inserção, exclusão ou alteração possa ocorrer nas relações. Se houver a possibilidade de ocorrer alguma anomalia, registre-a claramente e tenha certeza de que os programas que atualizam o banco de dados operarão corretamente.

A segunda diretriz é consistente, de certo modo, com as demais declarações da primeira diretriz. Podemos ver também a necessidade de uma abordagem mais formal para avaliar se um modelo cumpre essas diretrizes. As seções 10.2 a 10.4 abordam os conceitos formais necessários. É importante observar que essas diretrizes, às vezes, *precisam ser violadas* de modo a *melhorar o desempenho* de certas consultas. Por exemplo, se uma consulta importante recupera informações relativas ao departamento de um empregado, bem como os atributos do empregado, o esquema EMP_DEPT pode ser usado como relação básica. Porém, as anomalias de EMP_DEPT devem ser notadas e consideradas (por exemplo, o uso de gatilhos ou procedimentos armazenados que façam atualizações automáticas) sempre que a relação básica for atualizada, para que não terminemos gerando inconsistências. Em geral, é aconselhável usar as relações básicas livres de anomalias e especificar as visões que estabeleçam junções para unir os atributos freqüentemente referidos em consultas importantes. Isso reduz o número de condições de JOIN especificadas na consulta, tornando mais simples a redação correta da consulta e, em muitos casos, melhorando o desempenho.[4]

10.1.3 Valores *Nulls* (Nulos) em Tuplas

Em alguns projetos de esquemas, podemos agrupar muitos atributos em uma relação 'gorda'. Se muitos dos atributos não se aplicarem a todas as tuplas da relação, acabaremos com muitos *nulls* nessas tuplas. Isso pode causar desperdício de espaço no armazenamento, além de gerar problemas de entendimento do significado dos atributos e da especificação de operações de JOIN no nível lógico.[5] Outro problema com os *nulls* é como tratá-los em operações agregadas como SUM ou COUNT. Além disso, os *nulls* podem ter diversas interpretações, tais como:

---

3 Esse não é um problema tão sério quanto os demais, pois todas as tuplas podem ser atualizadas por uma única consulta SQL.

4 O desempenho de uma consulta específica em uma visão, que é a junção de várias relações básicas, depende de como o SGBD implementa essa visão. Muitos SGBDRs materializam uma visão usada com freqüência, de modo que não precisem executar a junção freqüentemente. Resta ao SGBD a responsabilidade de atualizar as visões materializadas (imediata ou periodicamente) sempre que as relações básicas forem atualizadas.

5 Isso porque as junções internas e externas produzem resultados diferentes quando envolvem os *nulls*. Assim, os usuários devem ficar atentos aos diferentes tipos de junção. Embora possam ser razoáveis para usuários sofisticados, podem se tornar difíceis para os demais.

- Que o atributo *não se aplica* à tupla.
- O valor do atributo para a tupla é *desconhecido*.
- O valor é *conhecido, mas ausente*; ou seja, ainda não foi registrado.

Uma vez que todos os *nulls* têm a mesma representação, compromete-se os diversos significados que eles podem assumir. Assim, podemos estabelecer outra diretriz.

DIRETRIZ 3. Até onde for possível, evite colocar os atributos em uma relação básica cujos valores freqüentemente possam ser nulos. Se os *nulls* forem inevitáveis, tenha certeza de que eles se aplicam somente em casos excepcionais e não na maioria das tuplas da relação.

O uso eficiente do espaço e a redução de junções são os dois critérios que determinam a inclusão de colunas que possam ter os *nulls* em uma relação ou optar por uma relação separada para essas colunas (com as chaves apropriadas). Por exemplo, se só 10% dos empregados tiverem escritórios particulares, há pouca justificativa para incluir um atributo ESCRITORIO_NRO na relação EMPREGADO; pode ser criada uma relação EMP_ESCRITORIOS (ESSN, ESCRITORIO_NRO) que contenha apenas as tuplas dos empregados que possuírem escritórios particulares.

10.1.4 Geração de Tuplas Ilegítimas

Considere os dois esquemas de relação EMP_LOCS e EMP_PROJ1 da Figura 10.5a que podem ser usados em vez da relação única EMP_PROJ da Figura 10.3b. Uma tupla em EMP_LOCS significa que o empregado cujo nome é ENOME trabalha em *algum projeto* cujo local é PLOCALIZACAO. Uma tupla de EMP_PROJ1 significa que o empregado cujo número do seguro social é SSN trabalha HORAS por semana no projeto cujo nome, número e local são PNOME, PNUMERO e PLOCALIZACAO. A Figura 10.5b apresenta os estados das relações EMP_LOCS e EMP_PROJ1, que correspondem à relação EMP_PROJ da Figura 10.4, e que são obtidos aplicando-se as operações PROJECT (π — projeção) apropriadas em EMP_PROJ (por hora, ignore as linhas pontilhadas da Figura 10.5b).

Suponha que, em vez de EMP_PROJ, usemos EMP_PROJ1 e EMP_LOCS como relações básicas. Isso produz um projeto de esquema particularmente ruim porque não poderemos recuperar, a partir de EMP_PROJ1 e EMP_LOCS, as informações que originalmente havia em EMP_PROJ. Se tentarmos uma operação de NATURAL JOIN em EMP_PROJ1 e EMP_LOCS, o resultado produzirá muito mais tuplas que o conjunto original de tuplas de EMP_PROJ. Na Figura 10.6 é mostrado o resultado da aplicação de uma junção nas tuplas *acima* das linhas pontilhadas da Figura 10.5b (apenas para reduzir o tamanho da relação resultante). As tuplas adicionais, que não estavam em EMP_PROJ, são chamadas **tuplas ilegítimas** porque representam as informações ilegítimas ou *erradas*, que não são válidas. As tuplas ilegítimas são marcadas com asteriscos (*) na Figura 10.6 .

A decomposição de EMP_PROJ em EMP_LOCS e EMP_PROJ1 é indesejável, pois, quando as rearranjarmos usando NATURAL JOIN, não obteremos as informações originais corretas. Isso porque, nesse caso, PLOCALIZACAO é o atributo que relaciona EMP_LOCS e EMP_PROJ1, e PLOCALIZACAO não é nem uma chave primária nem uma chave estrangeira em EMP_LOCS ou EMP_PROJ1. Podemos agora, informalmente, estabelecer outra diretriz de projeto.

DIRETRIZ 4. Projete os esquemas de relações de forma que possam ser unidos (*join*) com igualdade de condições sobre os atributos que sejam chaves primárias ou chaves estrangeiras, de modo a garantir que nenhuma tupla ilegítima seja gerada. Evite as relações que contenham o relacionamento entre os atributos que não sejam combinações (chave estrangeira, chave primária), porque as junções sobre esses atributos podem produzir tuplas ilegítimas.

É óbvio que, essa diretriz informal precisa ser especificada mais formalmente. No Capítulo 11 discutiremos uma condição formal, chamada propriedade de junção não aditiva (ou sem perda), que garante que determinadas junções não produzem tuplas ilegítimas.

10.1.5 Resumo e Discussão das Diretrizes de Projeto

Nas seções 10.1.1 a 10.1.4 discutimos, informalmente, as situações que conduzem a esquemas de relações problemáticos, e propusemos diretrizes informais para um bom projeto relacional. Os problemas que apontamos podem ser descobertos sem ferramentas adicionais de análise, conforme veremos a seguir:

- Anomalias que causem trabalho redundante nas inserções e nas alterações de uma relação, e que possam causar perda acidental de informações em exclusões na relação.
- Desperdício de espaço de armazenamento por causa de *nulls* e dificuldade de executar as operações de agregação e junção em virtude de valores *nulls*.
- Geração de dados inválidos e ilegítimos em junções de relações básicas relacionadas indevidamente.

(a)

EMP_LOCS

ENOME	PLOCALIZACAO

chave primária (p.k.)

EMP_PROJ1

SSN	PNUMERO	HORAS	PNOME	PLOCALIZACAO

chave primária (p.k.)

(b)

EMP_LOCS

ENOME	PLOCALIZACAO
Smith, John B.	Bellaire
Smith, John B.	Sugarland
Narayan, Ramesh K.	Houston
English, Joyce A.	Bellaire
English, Joyce A.	Sugarland
Wong, Franklin T.	Sugarland
Wong, Franklin T.	Houston
Wong, Franklin T.	Stafford
Zelaya, Alicia J.	Stafford
Jabbar, Ahmad V.	Stafford
Wallace, Jennifer S.	Stafford
Wallace, Jennifer S.	Houston
Borg,James E.	Houston

EMP_PROJ1

SSN	PNUMERO	HORAS	PNOME	PLOCALIZACAO
123456789	1	32.5	Produto X	Bellaire
123456789	2	7.5	Produto Y	Sugarland
666884444	3	40.0	Produto Z	Houston
453453453	1	20.0	Produto X	Bellaire
453453453	2	20.0	Produto Y	Sugarland
333445555	2	10.0	Produto Y	Sugarland
333445555	3	10.0	Produto Z	Houston
333445555	10	10.0	Automação	Stafford
333445555	20	10.0	Reorganização	Houston
999887777	30	30.0	Novos benefícios	Stafford
999887777	10	10.0	Automação	Stafford
987987987	10	35.0	Automação	Stafford
987987987	30	5.0	NovosBenefícios	Stafford
987654321	30	20.0	NovosBenefícios	Stafford
987654321	20	15.0	Reorganização	Houston
888665555	20	null	Reorganização	Houston

FIGURA 10.5 Projeto particularmente pobre para a relação EMP_PROJ da Figura 10.3b. (a) Os dois esquemas de relações EMP_LOCS e EMP_PROJ1. (b) O resultado da projeção de EMP_PROJ, da Figura 10.4, para as relações EMP_LOCS e EMP_PROJ1.

No restante deste capítulo, apresentaremos a teoria e os conceitos formais que podem ser usados para definir mais precisamente a 'excelência' e a 'imperfeição' dos esquemas *individuais* de uma relação em particular. Primeiro, discutiremos a dependência funcional como uma ferramenta para análise. Então, especificaremos as três formas normais e a forma normal de Boyce-Codd (BCNF) para os esquemas de relação. No Capítulo 11 definiremos as formas normais adicionais que são baseadas em outros tipos de dependências de dados chamadas dependências multivaloradas e dependências de junção.

SSN	PNUMERO	HORAS	PNOME	PLOCALIZACAO	ENOME
123456789	1	32.5	Produto X	Bellaire	Smith,John B.
123456789	1	32.5	Produto Y	Bellaire	English,Joyce A.
123456789	2	7.5	Produto Y	Sugarland	Smith,John B.
123456789	2	7.5	Produto Y	Sugarland	English,Joyce A.
123456789	2	7.5	Produto Y	Sugarland	Wong,Franklin T.
666884444	3	40.0	Produto Z	Houston	Narayan,Ramesh K.
666884444	3	40.0	Produto Z	Houston	Wong,Franklin T.
453453453	1	20.0	Produto X	Bellaire	Smith,John B.
453453453	1	20.0	Produto X	Bellaire	English,Joyce A.
453453453	2	20.0	Produto Y	Sugarland	Smith,John B.
453453453	2	20.0	Produto Y	Sugarland	English,Joyce A.
453453453	2	20.0	Produto Y	Sugarland	Wong,Franklin T.
333445555	2	10.0	Produto Y	Sugarland	Smith,John B.
333445555	2	10.0	Produto Y	Sugarland	English,Joyce A.
333445555	2	10.0	Produto Y	Sugarland	Wong,Franklin T.
333445555	3	10.0	Produto Z	Houston	Narayan,Ramesh K.
333445555	3	10.0	Produto Z	Houston	Wong,Franklin T.
333445555	10	10.0	Automação	Stafford	Wong,Franklin T.
333445555	20	10.0	Reorganização	Houston	Narayan,Ramesh K.
333445555	20	10.0	Reorganização	Houston	Wong,Franklin T.

FIGURA 10.6 Resultado da aplicação de NATURAL JOIN nas tuplas acima da linha pontilhada de EMP_PROJ1 e EMP_LOCS da Figura 10.5. As tuplas ilegítimas geradas estão marcadas com asteriscos.

10.2 Dependências Funcionais

O conceito mais importante da teoria de projetos de esquemas relacionais é o da dependência funcional. Nesta seção definiremos formalmente esse conceito e, na Seção 10.3, veremos como ele pode ser usado para especificar as formas normais para os esquemas relacionais.

10.2.1 Definição de Dependência Funcional

Uma dependência funcional é uma restrição entre dois conjuntos de atributos do banco de dados. Suponha que nosso esquema de banco de dados relacional tenha n atributos $A_1, A_2, \ldots, A_n$; vamos pensar em um banco de dados como um único esquema de relação **universal** $R = \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$.[6] Não podemos dizer que armazenaremos todo o banco de dados em uma única tabela universal; usaremos esse conceito apenas para o desenvolvimento da teoria formal de dependências de dados.[7]

Definição. Uma **dependência funcional**, denotada por $X \rightarrow Y$ entre dois conjuntos de atributos X e Y, que são subconjuntos de R, especificam uma *restrição* nas possíveis tuplas que formem um estado da relação r de R. A restrição é que, para quaisquer duas tuplas t_1 e t_2 em r que tenham $t_1[X] = t_2[X]$, elas também têm de ter $t_1[Y] = t_2[Y]$.

Isso significa que os valores do componente de Y de uma tupla em r dependem dos, ou são *determinados por*, valores do componente X; alternativamente, os valores do componente X da tupla *determinam* exclusivamente (ou **funcionalmente**) os valores do componente de Y. Também dizemos que há dependência funcional de X para Y ou que Y é **funcionalmente dependente** de X. A abreviação para a dependência funcional é DF ou **d.f.** O conjunto de atributos X é chamado o **lado à esquerda** da DF, e o de Y é dito o **lado à direita**.

Assim, X determina funcionalmente Y em um esquema de relação R se, e somente se, duas tuplas de $r(R)$ corresponderem em seus X-valores e necessariamente corresponderem em seus Y-valores. Observe o seguinte:

- Uma restrição nos estados de R, que implica não haver mais de uma tupla com um dado valor X em qualquer instância da relação $r(R)$ — isto é, X é uma **chave candidata** de R —, implica $X \rightarrow Y$ para qualquer subconjunto de atributos

6 Esse conceito de uma relação universal será importante quando discutirmos os algoritmos para os projetos de um banco de dados relacional no Capítulo 11.

7 Essa suposição sugere que todo atributo do banco de dados deveria ter um *nome distinto*. No Capítulo 5 prefixamos os nomes dos atributos com o nome da relação para alcançar a singularidade sempre que os atributos em relações diferentes tivessem o mesmo nome.

Y de R [porque a restrição de chave implica que duas tuplas em qualquer estado válido $r(R)$ não terão valores iguais em X].

- Se $X \rightarrow Y$ em R, isso não implica necessariamente que $Y \rightarrow X$ em R.

Uma dependência funcional é uma propriedade da **semântica** ou do **significado dos atributos**. Os projetistas de um banco de dados usarão sua compreensão da semântica dos atributos de R — isto é, como eles se relacionam uns com os outros — para especificar as dependências funcionais que devem sujeitar *todos* os estados da relação (extensões) de r em R. Sempre que a semântica de dois conjuntos de atributos em R indicar que uma dependência funcional deveria ser assegurada, especificaremos a dependência como uma restrição. As extensões de relações $r(R)$ que satisfizerem a restrição de dependência funcional são chamadas **estados legais da relação** (ou **extensões legais**) de R. Portanto, o principal uso das dependências funcionais é descrever um esquema de relação R por meio da especificação de restrições de seus atributos, que devem ser asseguradas *o tempo todo*. Certas DFs podem ser especificadas sem recorrer a uma relação específica, mas apenas pelas propriedades de seus atributos. Por exemplo, {ESTADO, CARTEIRA_HABILITACAO_NRO} → SSN deveria ser garantida para qualquer adulto nos Estados Unidos. Também é possível que certas dependências funcionais possam deixar de existir no mundo real se houver mudanças no relacionamento. Por exemplo, a DF entre CEP_COD → AREA_COD era usada para promover um relacionamento entre os códigos postais e os números de telefone nos Estados Unidos, mas com a proliferação dos códigos de área de telefone, isso já não é mais verdadeiro.

Considere o esquema da relação EMP_PROJ da Figura 10.3b; pela semântica dos atributos, sabemos que as seguintes dependências funcionais deveriam ser asseguradas:

a. SSN → ENOME
b. PNUMERO → {PNOME, PLOCALIZACAO}
c. {SSN, PNUMERO} → HORAS

Essas dependências funcionais especificam que: a) o valor de um número do seguro social de um empregado (SSN) determina, exclusivamente, o nome do empregado (ENOME); b) o valor de um número de projeto (PNUMERO) determina, exclusivamente, o nome do projeto (PNOME) e seu local (PLOCALIZACAO); e c) uma combinação entre os valores de SSN e PNUMERO determina, exclusivamente, o número de horas por semana que o empregado trabalha no projeto (HORAS). Alternativamente, dizemos que ENOME é funcionalmente determinado por SSN (ou funcionalmente dependente de), ou 'com um valor de SSN determinado, sabemos o valor de ENOME', e assim por diante.

Uma dependência funcional é uma *propriedade do esquema da relação* R, não de um estado particular válido da relação r de R. Logo, uma DF *não pode* ser deduzida automaticamente de uma determinada extensão da relação r, mas deve ser definida explicitamente por alguém que conheça a semântica dos atributos de R. Por exemplo, a Figura 10.7 mostra um estado particular do esquema da relação ENSINA. Embora, à primeira vista, possamos pensar que TEXTO → CURSO, não poderemos confirmá-lo a menos que saibamos ser verdade para *todos os possíveis estados válidos* de ENSINA. Entretanto, é suficiente demonstrar *apenas um contra-exemplo* para contestar uma dependência funcional. Por exemplo, como 'Smith' ensina tanto 'Estruturas de dados' quanto 'Administração de dados', podemos concluir que PROFESSOR *não* determina funcionalmente o CURSO.

A Figura 10.3 introduz uma **notação diagramática** para as DFs: cada DF é exibida como uma linha horizontal. Os atributos à esquerda da DF estão conectados por linhas verticais à linha que representa a DF, enquanto os atributos à direita são conectados por setas que apontam para os atributos, como mostrado nas figuras 10.3a e 10.3b.

ENSINA

PROFESSOR	CURSO	TEXTO
Smith	Estruturas de dados	Bartram
Smith	Administração de dados	Al-Nour
Hall	Compiladores	Hoffman
Brown	Estruturas de dados	Augenthaler

FIGURA 10.7 Um estado da relação ENSINA com uma *possível* dependência funcional TEXTO → CURSO. Embora PROFESSOR → CURSO não seja confirmado.

10.2.2 Regras de Inferência para as Dependências Funcionais

Denotamos por F o conjunto de dependências funcionais que são especificadas no esquema da relação R. Em geral, o projetista do esquema especifica as dependências funcionais que são *semanticamente evidentes*, porém, normalmente, diversas outras

dependências funcionais existem em *todas* as instâncias válidas da relação que satisfazem as dependências em F. Essas outras dependências podem ser *deduzidas* ou *inferidas* das DFs de F.

Na vida real, é impossível especificar todas as possíveis dependências funcionais para uma determinada situação. Por exemplo, se cada departamento tem um gerente, de forma que DEPT_NO determine exclusivamente GERENTE_SSN (DEPT_NO → GER_SSN), e um Gerente possui um número de telefone próprio GER_FONE (GER_SSN → GER_FONE), então essas duas dependências induzem DEPT_NO → GER_FONE. Trata-se de uma DF inferida e que *não* precisa ser declarada explicitamente, como as outras duas DFs o foram. Portanto, formalmente, é útil definir um conceito chamado *clausura*, que inclui todas as possíveis dependências que possam ser inferidas de um dado conjunto F.

Definição. Formalmente, o conjunto de todas as dependências de F, bem como todas as dependências que podem ser inferidas para F, é chamado **clausura** de F, que e é denotada por F^+.

Por exemplo, suponha que especifiquemos o seguinte conjunto F de dependências funcionais evidentes para o esquema de relação da Figura 10.3a:

F = {SSN → {ENOME, DATANASC, ENDERECO, DNUMERO},
DNUMERO → {DNOME, DGERSSN}}

Algumas das dependências funcionais adicionais que podemos inferir em F são as seguintes:

SSN → {DNOME, DGERSSN}
SSN → SSN
DNUMERO → DNOME

Uma DF $X \rightarrow Y$ é **inferida de** um conjunto de dependências F especificadas em R se $X \rightarrow Y$ ocorre para cada estado válido r da relação de R, ou seja, sempre que r satisfizer todas as dependências de F, $X \rightarrow Y$ também é assegurada para r. A clausura F^+ de F é o conjunto de todas as dependências funcionais que podem ser inferidas para F. Para determinar um modo sistemático de dedução de dependências, temos de descobrir um conjunto de **regras de inferência** que possa ser usado para deduzir novas dependências de um determinado conjunto de dependências. Consideremos algumas dessas regras de inferências a seguir. Usamos a notação $F \models X \rightarrow Y$ para indicar que as dependências funcionais $X \rightarrow Y$ foram inferidas para o conjunto de dependências funcionais F.

Na discussão seguinte, usaremos uma anotação abreviada para tratar as dependências funcionais. Concatenamos as variáveis de atributo e tiramos as vírgulas por conveniência. Conseqüentemente, a DF $\{X,Y\} \rightarrow Z$ será abreviada para $XY \rightarrow Z$, e a DF $\{X, Y, Z\} \rightarrow \{U, V\}$ será abreviada para $XYZ \rightarrow UV$. As seis regras seguintes, IR1 a IR6, são aquelas de inferência bastante difundida para as dependências funcionais:

IR1 (regra reflexiva[8]): Se $X \supseteq Y$, então $X \rightarrow Y$.
IR2 (regra aumentativa[9]) $\{X \rightarrow Y\} \models XZ \rightarrow YZ$.
IR3 (regra transitiva): $\{X \rightarrow Y, Y \rightarrow Z\} \models X \rightarrow Z$.
IR4 (regra de decomposição ou projetiva): $\{X \rightarrow YZ\} \models X \rightarrow Y$.
IR5 (regra de união ou aditiva): $\{X \rightarrow Y, X \rightarrow Z\} \models X \rightarrow YZ$.
IR6 (regra pseudotransitiva): $\{X \rightarrow Y, WY \rightarrow Z\} \models WX \rightarrow Z$.

A regra reflexiva (IR1) estabelece que um conjunto de atributos sempre se determina, ou qualquer um de seus subconjuntos, o que é óbvio. Como IR1 gera dependências que sempre são verdadeiras, essas dependências são chamadas *triviais*. Formalmente, uma dependência funcional $X \rightarrow Y$ é **trivial** se $X \supseteq Y$; caso contrário, é **não trivial**. A regra aumentativa (IR2) diz que a soma do mesmo conjunto de atributos em ambos os lados, esquerdo e direito, de uma dependência resulta em outra dependência válida. De acordo com IR3, dependências funcionais são transitivas. A regra de decomposição (IR4) diz que podemos remover atributos do lado direito de uma dependência; aplicando essa regra repetidamente, podemos decompor a DF $X \rightarrow \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$ em um conjunto de dependências $\{X \rightarrow A_1, X \rightarrow A_2, \ldots, X \rightarrow A_n\}$. A regra de união (IR5) nos permite fazer o oposto: podemos combinar um conjunto de dependências $\{X \rightarrow A_1, X \rightarrow A_2, \ldots, X \rightarrow A_n\}$ em uma única DF $X \rightarrow \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$.

---

8 A regra reflexiva também pode ser declarada como $X \rightarrow X$, ou seja, qualquer conjunto de atributos determina funcionalmente a si mesmo.
9 A regra aumentativa também pode ser declarada como $\{X \rightarrow Y\} \models XZ \rightarrow Y$, ou seja, aumentando-se os atributos do lado esquerdo de uma DF, produz-se outra DF válida.

Uma nota de advertência ao uso dessas regras. Embora $X \rightarrow A$ e $X \rightarrow B$ implique $X \rightarrow AB$ pela regra de união declarada anteriormente, $X \rightarrow A$ e $Y \rightarrow B$ *não implica* que $XY \rightarrow AB$. Também, $XY \rightarrow A$ necessariamente *não* implica $X \rightarrow A$ ou $Y \rightarrow A$.

Cada uma das regras precedentes pode ser provada a partir da definição de dependência funcional, por meio de prova direta ou **por contradição**. A prova por meio de contradição pressupõe que a regra não seja garantida e mostra que ela não é possível. Provaremos agora que as primeiras três regras IR1 a IR3 são válidas. A segunda prova é feita por meio de contradição.

PROVA DE IR1

Suponha que $X \supseteq Y$ e que existam duas tuplas t_1 e t_2 em alguma instância da relação r de R, tal que $t_1[X] = t_2[X]$. Então $t_1[Y] = t_2[Y]$ porque $X \supseteq Y$; conseqüentemente, $X \rightarrow Y$ é assegurada em r.

PROVA DE IR2 (PELA CONTRADIÇÃO)

Pressuponha que $X \rightarrow Y$ seja assegurada para uma instância da relação r de R, mas que $XZ \rightarrow YZ$ não o seja. Então devem existir duas tuplas t_1 e t_2 em r tal que: 1) $t_1[X] = t_2[X]$; 2) $t_1[Y] = t_2[Y]$; 3) $t_1[XZ] = t_2[XZ]$; e 4) $t_1[YZ] \neq t_2[YZ]$. Isso não é possível porque de (1) e (3) deduzimos (5) $t_1[Z] = t_2[Z]$, e de (2) e (5) deduzimos (6) $t_1[YZ] = t_2[YZ]$, contradizendo (4).

PROVA DE IR3

Presuma que (1) $X \rightarrow Y$ e (2) $Y \rightarrow Z$ sejam ambas asseguradas para uma relação r. Então para quaisquer duas tuplas t_1 e t_2 em r, tal que $t_1[X] = t_2[X]$, temos de ter (3) $t_1[Y] = t_2[Y]$ da hipótese (1); conseqüentemente, também temos de ter (4) $t_1[Z] = t_2[Z]$, de (3) e da suposição (2); por conseguinte, $X \rightarrow Z$ tem de ser assegurada para r.

Usando argumentos semelhantes, podemos provar as regras IR4 a IR6 e quaisquer regras adicionais de inferência válidas. Porém, um modo mais simples de provar que uma regra de inferência para as dependências funcionais é válida é prová-la usando as regras de inferência que já foram provadas. Por exemplo, podemos provar IR4 a IR6 usando IR1 a IR3, como segue.

PROVA DE IR4 (USANDO IR1 A IR3)

1. $X \rightarrow YZ$ (dado).
2. $YZ \rightarrow Y$ (usando IR1 e sabendo que $YZ \supseteq Y$).
3. $X \rightarrow Y$ (usando IR3 em 1 e 2).

PROVA DE IR5 (USANDO IR1 A IR3)

1. $X \rightarrow Y$ (dado).
2. $X \rightarrow Z$ (dado).
3. $X \rightarrow XY$ (usando IR2 em 1 acrescido de X; note que $XX = X$).
4. $XY \rightarrow YZ$ (usando IR2 em 2, acrescido de Y).
5. $X \rightarrow YZ$ (usando IR3 em 3 e 4).

PROVA DE IR6 (USANDO IR1 A IR3)

1. $X \rightarrow Y$ (dado).
2. $WY \rightarrow Z$ (dado).
3. $WX \rightarrow WY$ (usando IR2 em 1 acrescido de W).
4. $WX \rightarrow Z$ (usando IR3 em 3 e 2).

Foi demonstrado por Armstrong (1974) que as regras de inferência IR1 a IR3 são sólidas e completas. Por **sólida** queremos dizer que, dado um conjunto de dependências funcionais F especificado para um esquema de relação R, toda dependência que pudermos deduzir para F usando IR1 a IR3 será assegurada para qualquer relação estado r de R que *satisfizer as dependências* de F. Por **completa** queremos dizer que, se usarmos IR1 a IR3 sucessivamente para deduzir as dependências, até que mais nenhuma dependência possa ser deduzida, resultará no conjunto completo de *todas as dependências possíveis* que podem ser inferidas para F. Em outras palavras, o conjunto de dependências F^+, que chamamos **clausura** de F, pode ser determi-

nado utilizando-se apenas as regras de inferência IR1 a IR3. As regras de inferência IR1 a IR3 são conhecidas como **regras de inferência de Armstrong**.[10]

Em geral os projetistas de banco de dados especificam, primeiramente, o conjunto de dependências funcionais F que podem ser facilmente determinadas pela semântica dos atributos de R; então IR1, IR2 e IR3 são usadas para deduzir dependências funcionais adicionais, que também serão garantidas para R. Um modo sistemático de especificar essas dependências funcionais adicionais é determinar primeiro os conjuntos de atributos X que aparecem do lado esquerdo de alguma dependência funcional F, e depois estabelecer o conjunto de *todos os atributos* que sejam dependentes de X. Assim, para cada um desses conjuntos de atributos X, determinamos o conjunto X^+ de atributos, que é funcionalmente determinado por X com base em F, X^+ é chamado **clausura de** X em F. O Algoritmo 10.1 pode ser usado para calcular X^+.

Algoritmo 10.1: Determinando X^+, a Clausura de X em F,
$X^+ := X$;
repetir
    $\text{old}X^+ := X^+$;
    para cada dependência funcional $Y \rightarrow Z$ em F faça
    se $X^+ \supseteq Y$ **então** $X^+ := X^+ \cup Z$;
até $(X^+ = \text{old}X^+)$;

O Algoritmo 10.1 começa fixando X^+ para todos os atributos de X. Por IR1 sabemos que todos esses atributos são funcionalmente dependentes de X. Por meio das regras de inferência IR3 e IR4, acrescentamos atributos a X^+ usando cada dependência funcional de F. Mantemos o procedimento para todas as dependências de F (o laço *repeat*) até que mais nenhum atributo possa ser acrescentado a X^+ *após um ciclo completo* (do laço *for*) das dependências de F. Por exemplo, considere o esquema da relação EMP_PROJ da Figura 10.3b; da semântica dos atributos, especificamos o seguinte conjunto F de dependências funcionais que deveriam ser asseguradas para EMP_PROJ:

F = {SSN → ENOME,
    PNUMERO → {PNOME, PLOCALIZACAO},
    {SSN, PNUMERO} → HORAS}

Usando o Algoritmo 10.1 calculamos os seguintes conjuntos de clausura para F:

{SSN}+ = {SSN, ENOME}
{PNUMERO}+ = {PNUMERO, PNOME, PLOCALIZACAO}
{SSN, PNUMERO}+ = {SSN, PNUMERO, ENOME, PNOME, PLOCALIZACAO, HORAS}

Intuitivamente, o conjunto de atributos do lado direito de cada linha representa todos os atributos que são funcionalmente dependentes do conjunto de atributos do lado esquerdo, com base em um dado conjunto F.

10.2.3 Equivalência de Conjuntos de Dependências Funcionais

Nesta seção discutiremos a equivalência de dois conjuntos de dependências funcionais. Primeiro, daremos algumas definições preliminares.

Definição. Diz-se que um conjunto de dependências funcionais F **cobre** outro conjunto de dependências funcionais E se toda DF em E também está em F^+, isto é, se toda dependência em E puder ser inferida em F; alternativamente, podemos dizer que E é **coberto por** F.

Definição. Dois conjuntos de dependências funcionais E e F são **equivalentes** se $E^+ = F^+$. Conseqüentemente, a equivalência significa que toda DF em E pode ser inferida de F, e toda DF em F pode ser inferida de E, isto é, E é equivalente a F se ambas as condições forem asseguradas: E cobre F *e* F cobre E.

10 São, de fato, conhecidas como **axiomas de Armstrong**. No senso matemático estrito, os *axiomas* (fatos dados) seriam as dependências funcionais de F, uma vez que presumimos que elas são corretas, ao passo que IR1 a IR3 são as *regras de inferência* para deduzir novas dependências funcionais (fatos novos).

Podemos verificar se F cobre E calculando X^+ *com respeito a* F para cada DF $X \rightarrow Y$ *em* E, e então verificar se esse X^+ inclui os atributos em Y. Se for esse o caso para *todo* DF em E, então F cobre E. Determinamos se E e F são equivalentes checando se E cobre F e se F cobre E.

10.2.4 Conjuntos Mínimos de Dependências Funcionais

Informalmente, a **cobertura mínima** de um conjunto de dependências funcionais E é um conjunto de dependências funcionais F que satisfaça a propriedade que diz que toda dependência E pertence à clausura F^+ de F. Essa propriedade será perdida se qualquer dependência do conjunto F for removida; F não deve ter nenhuma redundância, e as dependências em E estão na forma-padrão. Para satisfazer essas propriedades, podemos definir formalmente que um conjunto de dependências funcionais F será **mínimo** se satisfizer as seguintes condições:

1. Toda dependência F tem um único atributo em seu lado direito.
2. Não podemos substituir nenhuma dependência $X \rightarrow A$ em F por uma dependência $Y \rightarrow A$, em que Y é um determinado subconjunto de X, e ainda ter um conjunto de dependências que seja equivalente a F.
3. Não podemos remover nenhuma dependência de F e ainda ter um conjunto de dependências que seja equivalente a F.

Podemos imaginar o conjunto mínimo de dependências como um conjunto de dependências numa *forma-padrão*, ou numa *forma canônica*, e sem *redundâncias*. A condição 1 apenas representa todas as dependências de uma forma canônica, com um único atributo no seu lado direito.[11] As condições 2 e 3 asseguram que não há nenhuma redundância nas dependências, seja por não possuírem os atributos redundantes do lado esquerdo da dependência (Condição 2), seja por terem dependências que possam ser inferidas das demais DFs de F (Condição 3). Uma **cobertura mínima** de um conjunto de dependências funcionais E é um conjunto mínimo de dependências F, que é equivalente a E. Pode haver várias coberturas mínimas para um conjunto de dependências funcionais. Sempre acharemos *pelo menos uma* cobertura mínima F para qualquer conjunto de dependências E usando o Algoritmo 10.2.

Se, pela definição anterior, vários conjuntos de DFs qualificarem-se como coberturas mínimas de E, é habitual usar os critérios adicionais para 'minimalidade'. Por exemplo, podemos escolher o conjunto mínimo com o *menor número de dependências* ou o *mais curto* (o comprimento total de um conjunto de dependências é calculado concatenando-se as dependências e tratando-as como uma cadeia de caracteres longa).

Algoritmo 10.2: Achando uma Cobertura Mínima F para um Conjunto de Dependências Funcionais E

1. Set* $F := E$.
2. Substitua cada dependência funcional $X \rightarrow \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$ em F pelas n dependências funcionais $X \rightarrow A_1, X \rightarrow A_2, \ldots, X \rightarrow A_n$.
3. For cada dependência funcional $X \rightarrow A$ em F
   for cada atributo B que seja elemento de X
   if $\{\{F - \{X \rightarrow A\}\} \cup \{(X - \{B\}) \rightarrow A\}\}$ for equivalente a F,
   then substitua $X \rightarrow A$ por $(X - \{B\}) \rightarrow A$ em F.
4. For cada dependência funcional restante $X \rightarrow A$ em F
   if $\{F - \{X \rightarrow A\}\}$ for equivalente a F,
   then remova $X \rightarrow A$ de F.

No Capítulo 11 veremos como as relações podem ser sintetizadas, a partir de um dado conjunto de dependências E, achando primeiro a cobertura mínima F para E.

10.3 Formas Normais Baseadas em Chaves Primárias

Tendo estudado as dependências funcionais e algumas de suas propriedades, estamos prontos para usá-las na especificação de alguns aspectos da semântica dos esquemas da relação. Presumimos que um conjunto de dependências funcionais seja

11 Esta é a forma-padrão para simplificar as condições e os algoritmos que asseguram não haver nenhuma redundância em F. Usando a regra da inferência IR4 podemos converter uma única dependência, com diversos atributos do lado direito, em um conjunto de dependências com um só atributo do lado direito.

* Foram mantidos, no pseudocódigo, os termos em inglês, comuns às linguagens de programação. (N. de T.)

específico para cada relação, e que cada relação tenha uma chave primária designada; essas informações, combinadas com os testes (condições) para formas normais, direcionam o *processo de normalização* dos projetos de esquemas relacionais. A maioria dos projetos práticos relacionais considera uma das seguintes abordagens:

- Primeiro executa-se um projeto de esquema conceitual usando-se um modelo conceitual como ER ou EER, e então se mapeia o projeto conceitual em um conjunto de relações.
- Projetam-se as relações com base no conhecimento externo derivado de uma implementação existente de arquivos, formulários ou relatórios.

Seguindo qualquer uma dessas abordagens, é útil avaliar, então, a adequabilidade das relações, decompô-las conforme necessário, para alcançar formas normais mais altas, usando a teoria de normalização apresentada neste capítulo e no próximo. Focalizaremos, nesta seção, as três primeiras formas normais para os esquemas de relação e suas concepções, e discutiremos como elas foram desenvolvidas historicamente. Definições mais genéricas dessas formas normais, que, em vez de considerar somente a chave primária, como vimos até agora, levam em conta todas as chaves candidatas da relação, serão postergadas para a Seção 10.4.

Começaremos discutindo as formas normais e a motivação informal para seu desenvolvimento; também revisaremos algumas definições do Capítulo 5 que serão necessárias aqui. Discutiremos então a primeira forma normal (1FN) na Seção 10.3.4, e serão apresentadas as definições da segunda forma normal (2FN) e da terceira forma normal (3FN), que são baseadas nas chaves primárias, respectivamente nas seções 10.3.5 e 10.3.6.

10.3.1 Normalização de Relações

O processo de normalização, como foi inicialmente proposto por Codd (1972a), sujeita um esquema de relação a uma série de testes para 'certificar-se' de que ele satisfaça uma certa **forma normal**. O processo, que segue o estilo *top-down*, avalia cada relação sob os critérios de cada forma normal e as decompõe, se necessário, podendo ser considerado um *projeto relacional por análise*. Inicialmente, Codd propôs três formas normais que ele chamou de primeira, segunda e terceira forma normal. Uma definição mais forte da 3FN — chamada forma normal Boyce-Codd (FNBC ou BCNF) — foi depois proposta por Boyce e Codd. Todas essas formas normais são baseadas nas dependências funcionais entre os atributos de uma relação. Depois, uma quarta forma normal (4FN) e uma quinta forma normal (5FN) foram propostas, baseadas nos conceitos de dependências multivaloradas e de junção, respectivamente; esses conceitos são discutidos no próximo capítulo. No começo do Capítulo 11, discutiremos também como relações na 3FN podem ser sintetizadas a partir de um dado conjunto de DFs. Esse enfoque é chamado *projeto relacional por síntese*.

A **normalização de dados** pode ser vista como o processo de análise de determinados esquemas de relações com base em suas DFs e chaves primárias para alcançar as propriedades desejáveis: de (1) minimização de redundância e (2) minimização de anomalias de inserção, exclusão e atualização, discutidas na Seção 10.1.2. Os esquemas de relações insatisfatórios, que não alcançam certas condições — os **testes de forma normal** —, são decompostos em esquemas de relações menores que passam nos testes e, conseqüentemente, possuem as propriedades desejadas. Assim, o procedimento de normalização proporciona aos projetistas de banco de dados o seguinte:

- Uma estrutura formal para a análise de esquemas de relação, com base em suas chaves e nas dependências funcionais entre seus atributos.
- Uma série de testes de formas normais deve ser feita, em cada um dos esquemas de relação, de forma que o banco de dados relacional possa ser **normalizado** no grau desejado.

A **forma normal** de uma relação refere-se à condição da mais alta forma normal alcançada e, conseqüentemente, indica o grau no qual foi normalizada. As formas normais, quando consideradas *isoladamente* de outros fatores, não garantem um bom projeto de banco de dados. Em geral, não é suficiente checar separadamente se cada esquema de relação do banco de dados é, digamos, BCNF ou 3FN. Pelo contrário, o processo de normalização por decomposição também deve confirmar a existência de propriedades adicionais que o esquema relacional, como um todo, deveria possuir. Eles devem ter duas propriedades:

- As **propriedades da junção sem perda** ou **junção não aditiva**, que garante que o problema de geração de tupla ilegítimas, discutido na Seção 10.1.4, não ocorra nos esquemas de relação criados após a decomposição.
- A **propriedade da preservação da dependência**, que garante que cada dependência funcional será representada em alguma relação individual resultante da decomposição.

A propriedade da junção não aditiva é extremamente crítica e deve ser alcançada a qualquer preço; já a propriedade da preservação da dependência, embora desejável, é às vezes sacrificada, como discutiremos na Seção 11.1.2. Adiaremos a apresentação dos conceitos e das técnicas formais, que garantem as duas propriedades anteriores, para o Capítulo 11.

10.3.2 Uso Prático das Formas Normais

A maioria dos projetos práticos lida com os projetos de bancos de dados existentes, projetos em modelos legados ou com arquivos existentes. A normalização, realizada na prática, garante que os projetos resultantes sejam de alta qualidade e alcancem propriedades desejáveis, definidas previamente. Embora existam várias formas normais de alto grau, como as 4FN e 5FN, que discutiremos no Capítulo 11, a utilidade prática dessas formas normais se torna questionável quando as restrições, nas quais são baseadas, são difíceis de serem entendidas ou detectadas pelos projetistas e pelos usuários de um banco de dados, os quais deveriam estabelecê-las. Assim, o projeto praticado hoje comercialmente dá particular atenção somente à normalização até a 3FN, 4FN ou BCNF.

Outro ponto a notar é que os projetistas de um banco de dados *não precisam* normalizar até a forma normal mais alta possível. As relações podem permanecer em um estado de normalização mais baixo, como 2FN, por razões de desempenho, como discutidas no final da Seção 10.1.2. O processo de armazenamento de junções das relações de formas normais altas em relações básicas — as quais estão em formas normais mais baixas — é conhecido como **desnormalização**.

10.3.3 Definições de Chaves e Atributos Participantes das Chaves

Antes de continuarmos, vejamos novamente as definições de chave de um esquema de relação do Capítulo 5.

Definição. Uma **superchave** de um esquema de relação $R = \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$ é um conjunto de atributos $S \subseteq R$ que contenha a propriedade na qual não haverá duas tuplas t_1 e t_2, em qualquer estado válido da relação r de R, cuja $t_1[S] = t_2[S]$. Uma **chave** K é uma superchave com a propriedade adicional de que a remoção de qualquer atributo de K fará com que K não seja mais uma superchave.

A diferença entre uma chave e uma superchave é que uma chave tem de ser *mínima*, ou seja, se tivermos uma chave $K = \{A_1, A_2 \ldots, A_k\}$ de R, então $K - \{A_i\}$ não será chave de R para qualquer A_i, $1 \leq i \leq k$. Na Figura 10.1, {SSN} é uma chave para EMPREGADO, considerando que {SSN}, {SSN, ENOME}, {SSN, ENOME, DATANASC}, e qualquer conjunto de atributos que incluírem SSN serão todos superchaves.

Se um esquema de relação tiver mais de uma chave, cada uma delas é chamada **chave candidata**. Uma das chaves candidatas é *arbitrariamente* designada para ser a **chave primária**, e as outras são conhecidas como chaves secundárias. Cada esquema de relação deve ter uma chave primária. Na Figura 10.1, {SSN} é a única chave candidata de EMPREGADO e, portanto também é a chave primária.

Definição. Um atributo de um esquema de relação R é chamado **atributo primário** de R se for membro de alguma *chave candidata* de R. Um atributo é dito **não primário** se não for um atributo primário — isto é, se não for membro de alguma chave candidata.

Na Figura 10.1, ambos o SSN e o PNUMERO são atributos primários de TRABALHA_EM, considerando que outros atributos de TRABALHA_EM são não primários.

Apresentaremos agora as três primeiras formas normais: 1FN, 2FN e 3FN. Elas foram propostas por Codd (1972a) como uma seqüência para alcançar o estado desejável de relações na 3FN, passando, se necessário, pelos estados intermediários de 1FN e 2FN. Como veremos, a 2FN e a 3FN abordam problemas diferentes. Porém, por razões históricas, é habitual seguir essa seqüência; conseqüentemente, presumiremos que uma relação na 3FN *já satisfez* a 2FN.

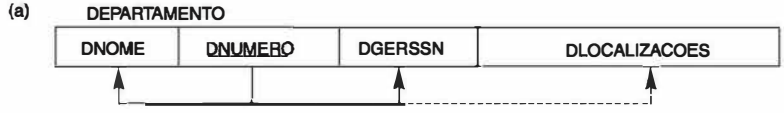
10.3.4 Primeira Forma Normal

A **primeira forma normal (1FN)** é agora considerada parte da definição formal de uma relação no modelo relacional básico[12] (*flat*); historicamente, foi definida como impedimento para a criação de atributos multivalorados, atributos compostos e combinações entre eles. Estabelece-se que o domínio de um atributo só deva incluir os *valores atômicos* (simples, indivisíveis), e que o *valor* de qualquer atributo em uma tupla deve ter um *único valor* no domínio daquele atributo. Conseqüentemente, a

12 Essa condição não é considerada no *modelo relacional aninhado* e em *sistemas objeto-relacionais* (SGBDORs), pois ambos permitem *relações não normalizadas* (Capítulo 22).

1FN desaprova, como valor de atributo de *uma única tupla*, um conjunto de valores, uma tupla de valores ou uma combinação entre ambos. Em outras palavras, 1FN impede as 'relações dentro de relações' ou as 'relações como valores de atributo dentro de tuplas'. Os únicos valores de atributos permitidos pelas 1FN são **valores** únicos, **atômicos** (ou **indivisíveis**).

Considere o esquema da relação DEPARTAMENTO mostrado na Figura 10.1, cuja chave primária é DNUMERO, e suponha que acrescentemos o atributo DLOCALIZACOES, como mostrado na Figura 10.8a. Pressupomos que cada departamento possa ter *várias* localizações. O esquema de DEPARTAMENTO, e um exemplo de estado da relação, são mostrados na Figura 10.8. Como podemos ver, ele não está na 1FN porque DLOCALIZACOES não é um atributo atômico, como ilustrado pela primeira tupla da Figura 10.8b. Há duas maneiras de olharmos o atributo DLOCALIZACOES:



(b) DEPARTAMENTO

DNOME	DNUMERO	DGERSSN	DLOCALIZACOES
Pesquisa	5	333445555	{Bellaire, Sugarland, Houston}
Administração	4	987654321	{Stafford}
Diretoria	1	888665555	{Houston}

(c) DEPARTAMENTO

DNOME	DNUMERO	DGERSSN	DLOCALIZACAO
Pesquisa	5	333445555	Bellaire
Pesquisa	5	333445555	Sugarland
Pesquisa	5	333445555	Houston
Administração	4	987654321	Stafford
Diretoria	1	888665555	Houston

FIGURA 10.8 Normalização na 1FN. (a) Esquema de relação que não está na 1FN. (b) Exemplo de estado da relação DEPARTAMENTO. (c) Versão na 1FN de alguma relação com redundância.

- O domínio de DLOCALIZACOES contém os valores atômicos, mas algumas tuplas podem ter um conjunto desses valores. Nesse caso, DLOCALIZACOES *não é* funcionalmente dependente da chave primária DNUMERO.
- O domínio de DLOCALIZACOES contém um conjunto de valores e conseqüentemente não é atômico. Nesse caso, DNUMERO → DLOCALIZACOES, porque cada conjunto é considerado um único membro do domínio do atributo.[13]

De qualquer modo, a relação DEPARTAMENTO da Figura 10.8 não está na 1FN; na realidade, nem mesmo pode ser qualificada como uma relação, de acordo com a nossa definição de relação na Seção 5.1. Há três técnicas básicas para alcançar a primeira forma normal para uma relação:

1. Remover o atributo DLOCALIZACOES que viola a 1FN e colocá-lo em uma relação separada DEPT_LOCALIZACOES ao lado da chave primária DNUMERO de DEPARTAMENTO. A chave primária dessa relação será a combinação {DNUMERO, DLOCALIZACAO}, como mostrado na Figura 10.2. Existirá uma tupla distinta para *cada uma das localizações* de departamento em DEPT_LOCALIZACOES. Assim, a relação fora da 1FN será decomposta em duas relações na 1FN.
2. Ampliar a chave de forma a separar as tuplas da relação original DEPARTAMENTO, criando uma para cada localização de DEPARTAMENTO, como mostrado na Figura 10.8c. Nesse caso, a chave primária se torna a combinação {DNUMERO, DLOCALIZACAO}. Essa solução tem a desvantagem de introduzir *redundância* na relação.
3. Se *um número máximo de valores* puder ser estabelecido para o atributo — por exemplo, se é sabido que há *no máximo três locais* para cada departamento —, substituir o atributo DLOCALIZACOES por três atributos atômicos: DLOCALIZACAO1, DLOCALIZACAO2 e DLOCALIZACAO3. Essa solução tem a desvantagem de introduzir muitos *valores nulls*, caso a maioria dos departamentos tenha menos de três locais. Introduzirá, posteriormente, uma semântica inválida quando for feita a ordenação dos valores de lo-

13 Nesse caso, podemos considerar que o domínio de DLOCALIZACOES é o ***power set*** dos conjuntos de localizações únicas, ou seja, o domínio é composto por todos os possíveis subconjuntos do conjunto de localizações únicas.

calização, que não foi pretendida originalmente. A consulta a esses atributos torna-se mais difícil; por exemplo, considere, nesse projeto, a consulta "Liste os departamentos que possuam 'Bellaire' como uma de suas localizações".

Das três soluções anteriores, geralmente a primeira é considerada a melhor porque não causa redundância e é completamente genérica, uma vez que não impõe nenhum limite para o número máximo de valores. Na realidade, se escolhermos a segunda solução, ela será decomposta nos próximos passos da normalização, chegando à primeira solução.

A primeira forma normal também desaprova os atributos multivalorados que sejam compostos. Estes são chamados **relações aninhadas**, pois há uma relação *dentro de cada* tupla. A Figura 10.9 mostra como a relação EMP_PROJ poderia aparecer se o aninhamento fosse permitido. Cada tupla representaria uma entidade empregado, e *dentro de cada tupla*, a relação PROJS (PNUMERO, HORAS), representaria os projetos do empregado e as horas por semana em que ele trabalha em cada projeto. O esquema dessa relação EMP_PROJ pode ser representado como segue:

EMP_PROJ (SSN, ENOME, {PROJS (PNUMERO, HORAS)})

(a) **EMP_PROJ**

SSN	ENOME	PROJS	
		PNUMERO	HORAS

(b) **EMP_PROJ**

SSN	ENOME	PNUMERO	HORAS
123456789	Smith,John B.	1	32.5
		2	7.5
666884444	Narayan,Ramesh K.	3	40.0
453453453	English,Joyce A.	1	20.0
		2	20.0
333445555	Wong,Franklin T.	2	10.0
		3	10.0
		10	10.0
		20	10.0
999887777	Zelaya,Alicia J.	30	30.0
		10	10.0
987987987	Jabbar,Ahmad V.	10	35.0
		30	5.0
987654321	Wallace,Jennifer S.	30	20.0
		20	15.0
888665555	Borg,James E.	20	null

(c) **EMP_PROJ1**

SSN	ENOME

EMP_PROJ2

SSN	PNUMERO	HORAS

FIGURA 10.9 Normalização de relações aninhadas na 1FN. (a) Esquema da relação EMP_PROJ com 'relações aninhadas' nos atributos PROJS. (b) Exemplo de extensão da relação EMP_PROJ mostrando as relações aninhadas dentro de cada tupla. (c) Decomposição de EMP_PROJ em relações EMP_PROJ1 e EMP_PROJ2 por meio da propagação da chave primária.

O conjunto de chaves { } indica que o atributo PROJS é multivalorado, e relacionamos entre parênteses ( ) os atributos componentes de PROJS. É interessante observar que as tendências recentes para o suporte a objetos complexos (Capítulo 20) e dados XML (Capítulo 26) que usam o modelo relacional trabalham para permitir e formalizar as relações aninhadas dentro de sistemas de um banco de dados relacional, anteriormente desaprovadas por meio da 1FN.

Observe que SSN é a chave primária da relação EMP_PROJ nas figuras 10.9a e 10.9 b, enquanto PNUMERO é a **chave parcial** da relação aninhada, ou seja, cada tupla dentro da relação aninhada precisa ter valores únicos para PNUMERO. Para normalizá-la na 1FN, removemos os atributos da relação aninhada, formando uma nova relação e *propagando a chave primária*; a chave primá-

ria da nova relação será a combinação da chave parcial com a chave primária da relação original. A decomposição e a propagação da chave primária resultam nos esquemas EMP_PROJ1 e EMP_PROJ2, mostrados na Figura 10.9c.

Esse procedimento pode ser aplicado recursivamente em uma relação com os níveis de aninhamento múltiplos de modo a **decompor** a relação em um conjunto de relações na 1FN. Isso é útil para converter um esquema de relação não normalizado em muitos níveis aninhados de relações na 1FN. A existência de mais de um atributo multivalorado em uma relação deve ser controlada cuidadosamente. Como exemplo, considere a seguinte relação fora da 1FN:

PESSOA (NUM_SS, {NUM_CAR_LIC}, {NUM_TELEFONE})

Essa relação representa uma pessoa que pode ter diversos carros e telefones. Se uma estratégia como a da segunda opção descrita anteriormente fosse seguida, resultaria em uma relação com todos os seus atributos como chaves:

PESSOA_NA_1FN (NUM_SS, NUM_CAR_LIC , NUM_TELEFONE)

Para evitar introduzir qualquer relacionamento estranho entre NUM_CAR_LIC e NUM_TELEFONE, todas as combinações possíveis de valores serão representadas para qualquer NUM_SS, originando redundâncias. Isso induz os problemas tratados pelas dependências multivaloradas e 4FN, que discutiremos no Capítulo 11. A maneira correta de lidar com os dois atributos multivalorados em PESSOA é decompor a relação em duas relações, usando a estratégia 1, discutida previamente:

P1(NUM_SS, NUM_CAR_LIC) e P2 (NUM_SS, NUM_TELEFONE).

10.3.5 Segunda Forma Normal

A **segunda forma normal (2FN)** é baseada no conceito de *dependência funcional total*. Uma dependência funcional $X \rightarrow Y$ será uma **dependência funcional total** se a remoção de qualquer atributo A de X implicar que a dependência não mais será assegurada, isto é, para qualquer atributo $A \in X$, $(X - \{A\})$ *não* determina funcionalmente Y. Uma dependência funcional $X \rightarrow Y$ é uma **dependência parcial** se um atributo $A \in X$ puder ser removido de X e a dependência mesmo assim continuar existindo, ou seja, para algum $A \in X$, $(X - \{A\}) \rightarrow Y$. Na Figura 10.3b, {SSN, PNUMERO} → HORAS é uma dependência total (não são asseguradas nem SSN → HORAS nem PNUMERO → HORAS). Porém, a dependência {SSN, PNUMERO} → ENOME é parcial porque SSN → ENOME é assegurada.

Definição. Um esquema de relação R está na **2FN** se todo atributo não primário A em R tem *dependência funcional total* da chave primária de R.

O teste para 2FN envolve verificar se os atributos do lado esquerdo das dependências funcionais fazem parte da chave primária. Se a chave primária contiver um único atributo, a necessidade do teste não se aplica. A relação EMP_PROJ, na Figura 10.3b, está na 1FN, mas não na 2FN. O atributo não primário ENOME viola a 2FN em razão da DF2, da mesma forma que os atributos não primários PNOME e PLOCALIZACAO em relação a DF3. As dependências funcionais DF2 e DF3 fazem ENOME, PNOME e PLOCALIZACAO parcialmente dependentes da chave primária {SSN, PNUMERO} de EMP_PROJ, violando, assim, o teste da 2FN.

Se um esquema de relação não estiver na 2FN, poderá ser 'normalizado na segunda forma', ou será feita 'normalização 2FN', por meio da criação de várias relações na 2FN nas quais os atributos não primários só estarão associados à parte da chave primária com a qual possuírem dependência funcional total. As dependências funcionais DF1, DF2 e DF3 da Figura 10.3b conduzem, conseqüentemente, à decomposição de EMP_PROJ nos três esquemas de relação EP1, EP2 e EP3, mostrados na Figura 10.10a, cada um deles na 2FN.

10.3.6 Terceira Forma Normal

A **terceira forma normal (3FN)** está baseada no conceito de *dependência transitiva*. Uma dependência funcional $X \rightarrow Y$, em um esquema de relação R, será uma **dependência transitiva** se existir um conjunto de atributos Z que não é nem uma chave candidata nem um subconjunto de qualquer chave de R,[14] e ambas $X \rightarrow Z$ e $Z \rightarrow Y$ forem asseguradas. A dependência SSN → DGERSSN é transitiva para DNUMERO em EMP_DEPT da Figura 10.3a porque ambas as dependências SSN → DNUMERO e DNUMERO → DGERSSN são asseguradas *e* DNUMERO não é nem uma chave primária nem um subconjunto da chave de EMP_DEPT. Intuitivamente, podemos ver que a dependência de DGERSSN para DNUMERO é indesejável em EMP_DEPT, uma vez que DNUMERO não é chave de EMP_DEPT.

14 Esta é a definição geral de dependência transitiva. Por estarmos preocupados apenas com as chaves primárias nesta seção, permitiremos as dependências transitivas quando X for chave primária e Z, uma chave (ou um subconjunto da) candidata.

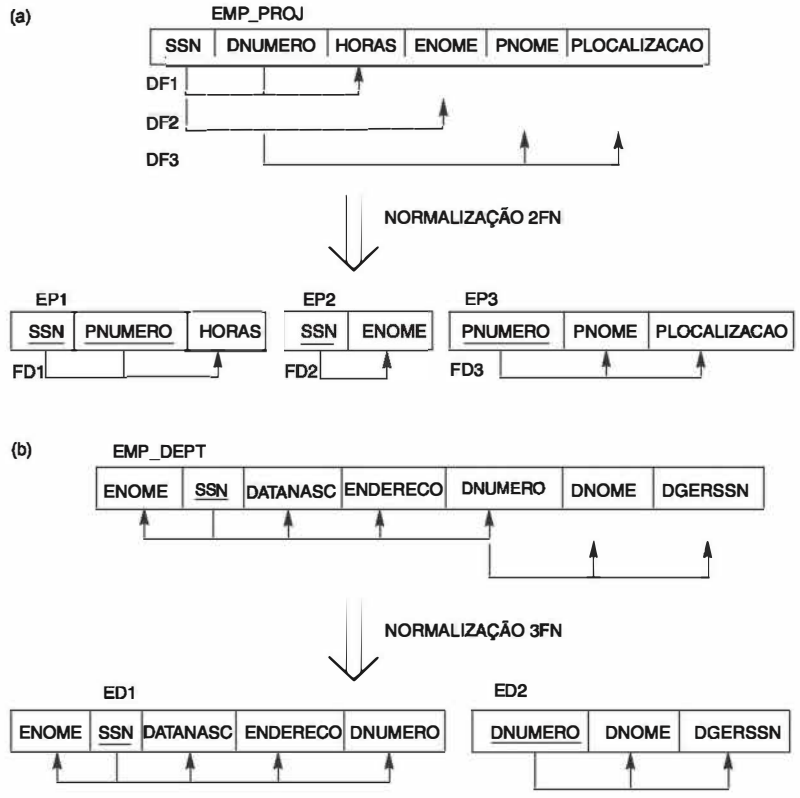


FIGURA 10.10 Normalização na 2FN e na 3FN. (a) Normalização EMP_PROJ em relações na 2FN. (b) Normalização EMP_DEPT em relações na 3FN.

Definição. De acordo com a definição original de Codd, um esquema de relação *R* está na **3FN** se satisfizer a 2FN *e* se nenhum atributo não primário de *R* for transitivamente dependente da chave primária.

O esquema de relação EMP_DEPT da Figura 10.3a está na 2FN, uma vez que não existe nenhuma dependência parcial em uma chave. Porém, EMP_DEPT não está na 3FN em virtude da dependência transitiva de DGERSSN (e também de DNOME) para SSN via DNUMERO. Podemos normalizar EMP_DEPT decompondo-a nos dois esquemas de relação na 3FN, ED1 e ED2, mostrados na Figura 10.10b. Intuitivamente, vemos que ED1 e ED2 representam fatos independentes das entidades empregados e departamentos. Uma operação de NATURAL JOIN em ED1 e ED2 recuperará a relação original EMP_DEPT sem gerar tuplas ilegítimas.

Intuitivamente, podemos notar que qualquer dependência funcional, na qual o lado à esquerda for parte (um subconjunto) da chave primária ou qualquer dependência funcional na qual o lado esquerdo for um atributo não chave, é uma DF 'problemática'. As normalizações 2FN e 3FN removem esses problemas de DFs por meio da decomposição da relação original em relações novas. Em termos de processo de normalização, não é necessário remover as dependências parciais antes das dependências transitivas, mas historicamente a 3FN foi definida supondo-se que a relação já tivesse sido testada para a 2FN, antes de ser testada para 3FN. A Tabela 10.1 apresenta um resumo informal das três formas normais baseadas nas chaves primárias, os testes aplicados em cada caso e o correspondente 'remédio' ou a normalização executada para chegar à forma normal.

10.4 Definições Gerais da Segunda e da Terceira Formas Normal

Em geral, queremos projetar nossos esquemas de relação de forma que eles não tenham dependências parciais nem transitivas porque esses tipos de dependências geram as anomalias de atualização discutidas na Seção 10.1.2. Os passos para a normaliza-

ção de relações na 3FN que discutimos até agora desaprovam as dependências parciais e transitivas na *chave primária*. Essas definições, porém, não levam em conta as demais chaves candidatas da relação, se houver alguma. Nesta seção damos definições mais gerais da 2FN e da 3FN, que consideram *todas* as chaves candidatas de uma relação. Observe que isso não afeta a definição da 1FN, uma vez que ela é independente de chaves e dependências funcionais. Como definição geral de **atributo primário**, será considerado como primário um atributo que faça parte de *qualquer chave candidata*. Serão consideradas agora as dependências funcionais parciais e totais, e as dependências transitivas com respeito a *todas as chaves candidatas* de uma relação.

TABELA 10.1 Resumo das Formas Normais Baseadas em Chaves Primárias e na Normalização Correspondente

TESTE PARA A FORMA NORMAL		AÇÕES (NORMALIZAÇÃO)
Primeira (1FN)	A relação não deve conter os atributos não atômicos ou as relações aninhadas (só conter os atributos atômicos).	Formar uma nova relação para cada atributo não atômico ou para cada relação aninhada.
Segunda (2FN)	Para as relações que possuam chaves primárias com vários atributos, nenhum atributo externo à chave deve ser funcionalmente dependente de parte da chave primária.	Decompor e montar uma nova relação para cada chave parcial com seu(s) atributo(s) dependente(s). Assegurar-se de que manteve a relação com a chave primária original e com todos os atributos que possuam dependência funcional total com ela.
Terceira (3FN)	As relações não devem ter atributos que não pertençam a uma chave, funcionalmente determinados por outro atributo que também não pertença a uma chave (ou por um conjunto de atributos não-chave). Isto é, não deve haver dependência transitiva entre um atributo não-chave e uma chave primária.	Decompor e montar uma relação que contenha o(s) atributo(s) não-chave que determina(m) funcionalmente o(s) outro(s) atributo(s).

10.4.1 Definição Geral da Segunda Forma Normal

Definição. Um esquema de relação R está na **segunda forma normal (2FN)** se cada atributo não primário A de R não for parcialmente dependente de *nenhuma* chave de R.[15]

O teste para 2FN verifica se os atributos do lado esquerdo das dependências funcionais *fazem parte* da chave primária. Se a chave primária contiver um único atributo, não há necessidade do teste. Considere o esquema da relação LOTES, mostrado na Figura 10.11a, que descreve os lotes de terra à venda em vários municípios de um estado. Suponha que existam duas chaves candidatas: NUM_ID_PROPRIEDADE e {MUNICIPIO_NOME, NUM_LOTE}, isto é, os números dos lotes são diferentes apenas dentro de cada município, mas os números NUM_ID_PROPRIEDADE são diferentes em qualquer município, para todo o estado.

Com base nas duas chaves candidatas NUM_ID_PROPRIEDADE e {MUNICIPIO_NOME, NUM_LOTE}, sabemos que as dependências funcionais DF1 e DF2 da Figura 10.11a estão asseguradas. Escolhemos NUM_ID_PROPRIEDADE como a chave primária, assim ela é sublinhada na Figura 10.11a, embora nenhuma consideração especial tenha sido feita a essa chave em relação às demais chaves candidatas. Suponha que as duas dependências funcionais a seguir sejam determinadas para LOTES:

DF3: MUNICIPIO_NOME → IMPOSTO

DF4: AREA → PRECO

Colocando em palavras, a dependência DF3 diz que a taxa de imposto é fixa para um determinado município (ela não varia entre os lotes de um mesmo município), enquanto DF4 diz que o preço de um lote é determinado por sua área, independentemente do município a que ele pertença (pressuponha que este seja o preço do lote para efeito de impostos).

15 Essa definição pode ser redeclarada da seguinte forma: um esquema de relação R está na 2FN se todo atributo não primário A de R possuir dependência funcional total de *cada* chave de R.

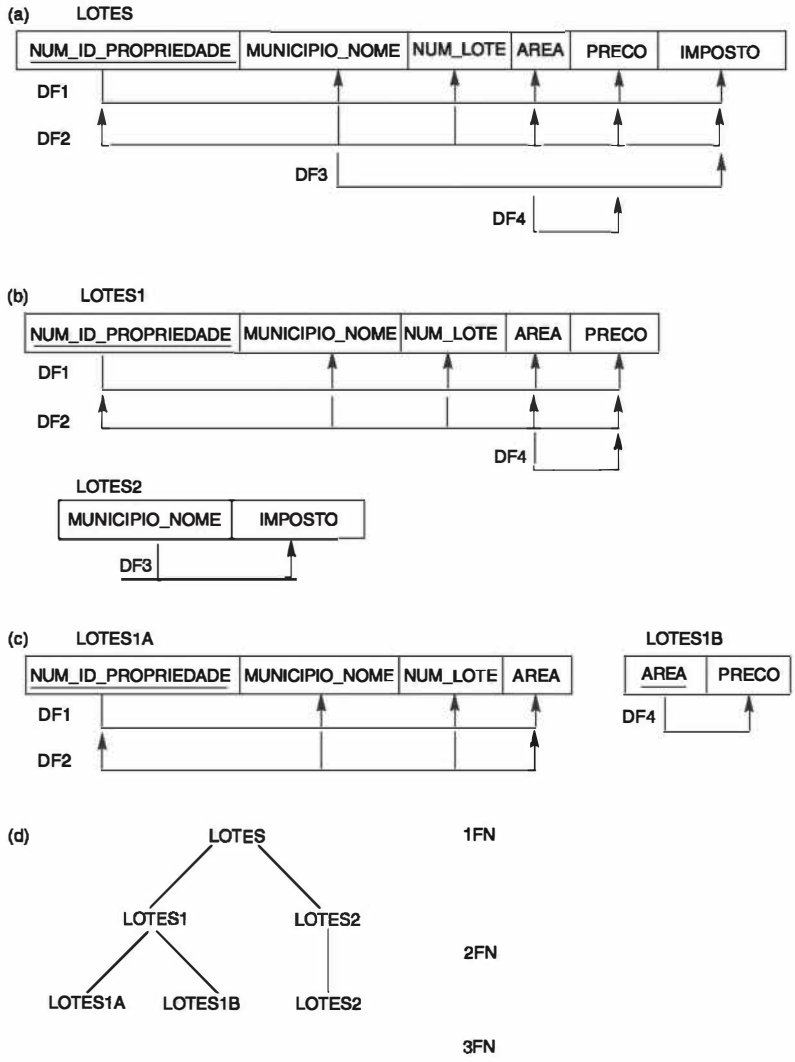


FIGURA 10.11 Normalização na 2FN e na 3FN. (a) A relação LOTES com dependências funcionais DF1 a DF4. (b) Decomposição para as relações na 2FN LOTES1 e LOTES2. (c) Decomposição de LOTES1 para as relações na 3FN LOTES1A e LOTES1B. (d) Resumo do processo de normalização de LOTES.

O esquema de relação LOTES viola a definição geral da 2FN porque IMPOSTO é parcialmente dependente na chave candidata {MUNICIPIO_NOME, NUM_LOTE} em razão da DF3. Para a normalização na 2FN, LOTES foi decomposta nas duas relações LOTES1 e LOTES2, como mostrado na Figura 10.11b. Construímos LOTES1 removendo o atributo IMPOSTO, que viola a 2FN de LOTES, para colocá-lo com MUNICIPIO_NOME (à esquerda em DF3, que causa a dependência parcial) em outra relação LOTES2. ambos os LOTES1 e LOTES2 estão na 2FN. Note que DF4 não viola a 2FN e é mantido em LOTES1.

10.4.2 Definição Geral da Terceira Forma Normal

Definição. Um esquema de relação R está na **terceira forma normal (3FN)** sempre que uma dependência funcional *não trivial* $X \rightarrow A$ for determinada em R, qualquer (a) X é uma superchave de R; ou(b) A é um atributo primário de R.

De acordo com essa definição, LOTES2 (Figura 10.11b) está na 3FN. Porém, DF4 em LOTES1 viola a 3FN porque AREA não é uma superchave, e PRECO não é um atributo primário de LOTES1. Para normalizar LOTES1 na 3FN, decompomos LOTES1 nos esquemas de relação LOTES1A e LOTES1B, mostrados na Figura 10.11c. Construímos LOTES1A removendo o atributo PRECO, que viola a 3FN em LOTES1, e o colocamos com AREA (lado esquerdo de DF4, que causa a dependência transitiva) em outra relação LOTES1B. LOTES1A e LOTES1B estão na 3FN.

Dois pontos valem uma nota nesse exemplo e na definição geral da 3FN:

- LOTES1 viola 3FN porque PRECO é transitivamente dependente em cada uma das chaves candidatas de LOTES1 pelo atributo não primário AREA.
- Essa definição geral pode ser aplicada *diretamente* para verificar se um esquema de relação está na 3FN; *não* é preciso passar primeiro pela 2FN. Se aplicarmos a definição da 3FN anterior para LOTES, com as dependências DF1 a DF4, concluímos que *tanto* DF3 quanto DF4 violam a 3FN. Poderíamos decompor, assim, diretamente LOTES em LOTES1A, LOTES1B e LOTES2. Assim, as dependências transitivas e parciais que violam a 3FN podem ser removidas seguindo *qualquer ordem*.

10.4.3 Interpretação da Definição Geral da Terceira Forma Normal

Um esquema de relação R viola a definição geral de 3FN se alguma dependência funcional $X \rightarrow A$, assegurada em R, violar ambas as condições (a) e (b) da 3FN. Violar (b) significa que A é um atributo não primário. Violar (a) significa que X não é um superconjunto de nenhuma chave de R; conseqüentemente, X pode ser não primário ou pode ser um dado subconjunto de uma chave de R. Se X não for primário, temos uma dependência tipicamente transitiva que viola 3FN, enquanto se X for um dado subconjunto de uma chave de R, temos uma dependência parcial que viola a 3FN (e também a 2FN). Assim, chegamos a uma **definição geral alternativa para a 3FN**: um esquema de relação R está na 3FN se todo atributo não primário de R apresentar ambas as seguintes condições:

- Ter dependência funcional total para todas as chaves de R.
- Não ser transitivamente dependente de nenhuma chave de R.

10.5 Forma Normal de Boyce-Codd

A **forma normal de Boyce-Codd (BCNF)** foi proposta como uma forma mais simples de 3FN, mas é considerada mais rígida que a 3FN. Isto é, toda relação na BCNF também está na 3FN, porém, uma relação na 3FN *não* está *necessariamente* na BCNF. Intuitivamente, podemos ver a necessidade de uma forma normal mais forte que a 3FN quando voltamos ao esquema da relação LOTES da Figura 10.11a, com suas quatro dependências funcionais, DF1 a DF4. Suponha que tenhamos milhares de lotes dentro de uma relação, mas que esses lotes sejam somente de dois municípios: Dekalb e Fulton. Suponha, também, que as áreas dos lotes no município de Dekalb sejam 0,5; 0,6; 0,7; 0,8; 0,9 e 1,0 acres, enquanto as áreas dos lotes no município de Fulton estejam entre 1,1; 1,2; . . . ; 1,9 e 2,0 acres. Em tal situação, teríamos uma dependência funcional adicional DF5: AREA → MUNICIPIO_NOME. Se adicionarmos esta às outras dependências, o esquema de relação LOTES1A ainda estaria na 3FN, porque MUNICIPIO_NOME é um atributo primário.

A área de um lote que determina seu município, como especificada por DF5, pode ser representada por 16 tuplas em uma relação separada R(AREA, MUNICIPIO_NOME), uma vez que são somente 16 valores possíveis para AREA. Essa representação reduz a redundância de escrever a mesma informação nos milhares de tuplas em LOTES1A. A BCNF é uma *forma normal mais forte* que desaprova LOTES1A e sugere a necessidade de decompô-la.

Definição. Um esquema de relação R está na **BCNF** sempre que uma dependência funcional não trivial $X \rightarrow A$ for mantida em R, então X será uma superchave de R.

A definição formal da BCNF difere ligeiramente da definição da 3FN. A única diferença entre as definições da BCNF e da 3FN é a condição (b) da 3FN, que permite que A seja primário e não se aplica para a BCNF. Em nosso exemplo, DF5 viola BCNF em LOTES1A porque AREA não é uma superchave de LOTES1A. Observe que DF5 satisfaz a 3FN em LOTES1A porque MUNICIPIO_NOME é um atributo primário (condição b), mas essa condição não existe na definição da BCNF. Podemos decompor LOTES1A em duas relações na BCNF, LOTES1AX e LOTES1AY, como mostrado na Figura 10.12a. Essa decomposição elimina a dependência funcional DF2, pois seus atributos já não coexistem na mesma relação depois da decomposição.

Na prática, a maioria dos esquemas de relação que está na 3FN também está na BCNF. Somente quando, em um esquema de relação R, assegurada $X \rightarrow A$, X não for uma superchave e A for um atributo primário, R estará na 3FN, mas não na BCNF.

O esquema de relação *R* mostrado na Figura 10.12b ilustra o caso geral dessa relação. De maneira ideal, os projetos de um banco de dados relacional devem se esforçar para alcançar a BCNF ou a 3FN em todo esquema de relação. Uma normalização somente até a 1FN ou a 2FN não é considerada adequada, uma vez que historicamente elas foram desenvolvidas como etapas intermediárias para a 3FN e para a BCNF.

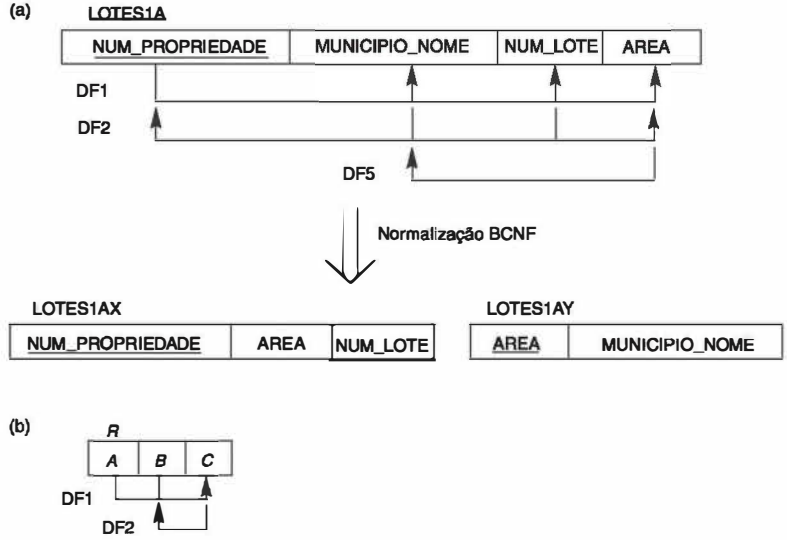


FIGURA 10.12 Forma normal de Boyce-Codd. (a) Normalização BCNF de LOTES1A com a dependência funcional DF2 eliminada na decomposição. (b) Uma relação A esquemática com DFs; ela está na 3FN, mas não na BCNF.

Como outro exemplo, considere a Figura 10.13, que mostra a relação ENSINA com as seguintes dependências:
DF1: {ALUNO, CURSO} → INSTRUTOR
DF2:[16] INSTRUTOR → CURSO

ENSINA

ALUNO	CURSO	INSTRUTOR
Narayan	Banco de dados	Mark
Smith	Banco de dados	Navathe
Smith	Sistemas operacionais	Ammar
Smith	Teoria	Schulman
Wallace	Banco de dados	Mark
Wallace	Sistemas operacionais	Ahamad
Wong	Banco de dados	Omiecinski
Zelaya	Banco de dados	Navathe

FIGURA 10.13 Uma relação ENSINA que está na 3FN, mas não BCNF.

Observe que {ALUNO, CURSO} é uma chave candidata dessa relação e que as dependências mostradas seguem o padrão na Figura 10.12b, com ALUNO como *A*, CURSO como *B* e INSTRUTOR como C. Logo, essa relação está na 3FN, mas não na BCNF. A decomposição desse esquema de relação em dois esquemas não é direta porque é possível decompô-la em um dos três pares seguintes:

1. {ALUNO, INSTRUTOR} e {ALUNO, CURSO}.

16 Essa dependência, que implica 'cada instrutor ministrar um curso', é uma restrição dessa aplicação.

2. {CURSO, INSTRUTOR} e {CURSO, ALUNO}.
3. {INSTRUTOR, CURSO} e {INSTRUTOR, ALUNO}.

Todas as três decomposições 'suprimem' a dependência funcional DF1. A *decomposição desejável* dentre as apresentadas é a 3, porque não gerará tuplas ilegítimas depois de uma junção.

Um teste para determinar se uma decomposição é não aditiva (sem perda, *lossless*) será discutida na Seção 11.1.4, na Propriedade LJ1. Em geral, uma relação, que não estiver na BCNF, deveria ser decomposta até alcançá-la, mesmo renunciando à preservação de todas as dependências nas relações decompostas, como é o caso desse exemplo. É isso que o Algoritmo 11.3 faz: ele poderia ser usado anteriormente para se chegar à terceira decomposição de ENSINA.

10.6 RESUMO

Neste capítulo discutimos várias das armadilhas do projeto de um banco de dados relacional quando se raciocina intuitivamente. Identificamos algumas das medidas informais que indicam se um esquema de relação é 'bom' ou 'ruim', e proporcionamos diretrizes informais para um bom projeto. Apresentamos, então, alguns conceitos formais que nos permitem construir projetos relacionais, pela forma *top-down*, analisando as relações individualmente. Definimos esse processo de projeto por análise e decomposição por meio da introdução do processo de normalização.

Discutimos os problemas de anomalias de atualização que acontecem quando as redundâncias estão presentes nas relações. As medidas de qualidade informais dos esquemas de relação denotam a simplicidade e a clareza da semântica dos atributos e a presença de poucos *nulls* nas extensões (estados) das relações. Uma boa decomposição também poderia evitar o problema de geração de tuplas ilegítimas, como resultado de uma operação.

Definimos o conceito de dependência funcional e discutimos algumas de suas propriedades. As dependências funcionais especificam as restrições semânticas entre os atributos de um esquema de relação. Mostramos como, a partir de um determinado conjunto de dependências funcionais, podem ser deduzidas as dependências adicionais usando um conjunto de regras de inferência. Definimos os conceitos de clausura e de cobertura relacionadas às dependências funcionais. Então definimos a cobertura mínima de um conjunto de dependências e fornecemos um algoritmo para calculá-la. Também mostramos como verificar se dois conjuntos de dependências funcionais são equivalentes.

Descrevemos, então, o processo de normalização para alcançar bons projetos a partir de testes nas relações para identificação de tipos de dependências funcionais 'problemáticas'. Fornecemos um processo de normalizações sucessivas com base na chave primária predefinida de cada relação, então relaxamos essa exigência e proporcionamos as definições mais genéricas da segunda forma normal (2FN) e da terceira forma normal (3FN), que levam em conta todas as chaves candidatas da relação. Apresentamos exemplos para ilustrar de que maneira, usando a definição geral da 3FN, um dado esquema de relação pode ser analisado e eventualmente decomposto para produzir um conjunto de relações na 3FN.

Finalmente, apresentamos a forma normal de Boyce-Codd (BCNF) e discutimos por que ela é uma 3FN forte. Também ilustramos como a decomposição de uma relação não-BCNF deve ser feita considerando-se a exigência de decomposição não aditiva.

O Capítulo 11 apresenta uma síntese, além de algoritmos de decomposição, para os projetos relacionais de um banco de dados com base em dependências funcionais. Em relação à decomposição, discutimos os conceitos de *junção sem perda* (não aditiva) e *preservação de dependência*, que são necessários para alguns desses algoritmos. Outros tópicos do Capítulo 11 incluem as dependências multivaloradas, as dependências de junção e as quarta e quinta formas normais, que levam essas dependências em consideração.

Questões para Revisão

10.1. Discuta a semântica de atributo como uma medida informal de valor para um esquema de relação.
10.2. Discuta as anomalias de inserção, exclusão e alteração. Por que elas são consideradas ruins? Ilustre com exemplos.
10.3. Por que os *nulls* deveriam, na medida do possível, ser evitados em uma relação? Discuta o problema das tuplas ilegítimas e como podemos preveni-las.
10.4. Estabeleça as diretrizes informais discutidas para o projeto de um esquema de relação. Ilustre como a violação dessas diretrizes pode ser prejudicial.
10.5. O que é uma dependência funcional? Quais são as possíveis fontes de informação que definem as dependências funcionais mantidas entre os atributos de um esquema de relação?

10.6. Por que não podemos deduzir automaticamente uma dependência funcional a partir de um estado particular da relação?
10.7. Qual o papel das regras de inferência de Armstrong — as três regras de inferência IR1 a IR3 — no desenvolvimento da teoria do projeto relacional?
10.8. O que significa 'completeza' e 'robustez' nas regras de inferência de Armstrong?
10.9. O que significa clausura de um conjunto de dependências funcionais? Ilustre com um exemplo.
10.10. Quando dois conjuntos de dependências funcionais são equivalentes? Como podemos determinar essa equivalência?
10.11. O que é um conjunto mínimo de dependências funcionais? Todo conjunto de dependências tem um conjunto mínimo equivalente? Eles sempre serão únicos?
10.12. A que se refere o termo *relação não normalizada*? Como as formas normais se desenvolveram historicamente, da primeira forma normal até a forma normal Boyce-Codd?
10.13. Defina a primeira, a segunda e a terceira formas normais quando somente as chaves primárias são consideradas. Quais são as definições gerais da 2FN e da 3FN, que consideram todas as chaves de uma relação? Diferencie estas das que levam em conta somente as chaves primárias.
10.14. Que dependências indesejáveis são evitadas quando uma relação está na 2FN?
10.15. Que dependências indesejáveis são evitadas quando uma relação está na 3FN?
10.16. Defina a forma normal de Boyce-Codd. Como ela difere da 3FN? Por que é considerada uma forma mais forte da 3FN?

Exercícios

10.17. Suponha que tenhamos as seguintes exigências para um banco de dados de uma universidade que deseja controlar os dados dos alunos:
   a. A universidade mantém o nome de cada aluno (ENOME), número (ENUM), número do seguro social (SSN), endereço atual (EENDA) e telefone (ETEL), endereço permanente (EENDP) e telefone (ETELP), data de nascimento (DATANASC), sexo (SEXO), turma (TURMA) (calouro, segundanista, . . . , formando), departamento principal (CODDEPP), departamento secundário (CODDEPS — se houver) e formação (PROG)(graduação, especialização, ..., mestrado, doutorado). SSN e número têm valores diferentes para cada aluno.
   b. Cada departamento é descrito por um nome (DNOME), código de departamento (DCOD), número de escritório (DESCR), telefone do escritório (DFONE) e corpo acadêmico (DCA). Ambos, nome e código, têm valores diferentes para cada departamento.
   c. Cada curso tem um nome de curso (CNOME), descrição (CDESC), número de curso (CNUM), número de horas por semestre (CARGAHORARIA), nível (NIVEL) e departamento que oferece o curso (CDEPT). O número do curso é diferente para cada curso.
   d. Cada disciplina tem um instrutor (INOME), semestre (SEMESTRE), ano (ANO), curso (DISCCURSO) e número de disciplinas (SECDISC). O número das disciplinas relaciona as disciplinas diferentes do mesmo curso que ocorrem em um mesmo semestre/ano; seus valores são 1, 2, 3, . . . , até o número total de disciplina ministrado em cada semestre.
   e. A nota refere-se ao aluno (SSN), em uma disciplina em particular, e a uma nota (NOTA).

   Projete um esquema de um banco de dados relacional para essa aplicação de um banco de dados. Primeiro, mostre as dependências funcionais que deveriam existir entre os atributos. Então projete os esquemas de relação para o banco de dados na 3FN ou na BCNF. Especifique os atributos-chave de cada relação. Avalie qualquer exigência não especificada e faça as suposições apropriadas para contemplá-las.

10.18. Prove ou refute as seguintes regras de inferência para as dependências funcionais. A prova pode ser feita ou pela prova do argumento ou usando as regras de inferência IR1 a IR3. A refutação deveria ser feita por meio de um exemplo de relação que satisfaça as condições e as dependências funcionais do lado esquerdo da regra de inferência, mas não satisfaça as dependências do lado direito.
   a. $\{W \rightarrow Y, X \rightarrow Z\} \models \{WX \rightarrow Y\}$
   b. $\{X \rightarrow Y\}$ e $Y \supseteq Z \models \{X \rightarrow Z\}$
   c. $\{X \rightarrow Y, X \rightarrow W, WY \rightarrow Z\} \models \{X \rightarrow Z\}$
   d. $\{XY \rightarrow Z, Y \rightarrow W\} \models \{XW \rightarrow Z\}$
   e. $\{X \rightarrow Z, Y \rightarrow Z\} \models \{X \rightarrow Y\}$
   f. $\{X \rightarrow Y, XY \rightarrow Z\} \models \{X \rightarrow Z\}$
   g. $\{X \rightarrow Y, Z \rightarrow W\} \models \{XZ \rightarrow YW\}$
   h. $\{XY \rightarrow Z, Z \rightarrow X\} \models \{Z \rightarrow Y\}$
   i. $\{X \rightarrow Y, Y \rightarrow Z\} \models \{X \rightarrow YZ\}$
   j. $\{XY \rightarrow Z, Z \rightarrow W\} \models \{X \rightarrow W\}$

10.19. Considere os dois conjuntos seguintes de dependências funcionais: $F = \{A \rightarrow C, AC \rightarrow D, E \rightarrow AD, E \rightarrow H\}$ e $G = \{A \rightarrow CD, E \rightarrow AH\}$. Verifique se eles são equivalentes.

10.20. Considere o esquema de relação EMP_DEPT da Figura 10.3a e o seguinte conjunto G de dependências funcionais em EMP_DEPT: G = {SSN → {ENOME, DATNASC, ENDERECO, DNUMERO}, DNUMERO → {DNOME, DGERSSN}}. Calcule as clausuras $\{SSN\}^+$ e $\{DNUMERO\}^+$ com respeito a G.

10.21. O conjunto de dependências funcionais G do Exercício 10.20 é mínimo? Se não for, tente achar um conjunto mínimo de dependências funcionais que sejam equivalentes a G. Prove que seu conjunto é equivalente a G.

10.22. Que anomalias de atualização podem ocorrer nas relações EMP_PROJ e EMP_DEPT das figuras 10.3 e 10.4?

10.23. Em que forma normal o esquema de relação LOTES, da Figura 10.11a, está em relação às interpretações restritivas das formas normais que consideram *apenas a chave primária*? Estariam na mesma forma normal se as definições gerais de forma normal fossem usadas?

10.24. Prove que qualquer esquema de relação com dois atributos está na BCNF.

10.25. Por que as tuplas ilegítimas aparecem no resultado da junção das relações EMP_PROJ1 e EMP_LOCS, da Figura 10.5 (resultado mostrado na Figura 10.6)?

10.26. Considere a relação universal $R = \{A, B, C, D, E, F, G, H, I, J\}$ e o conjunto de dependências funcionais $F = \{\{A, B\} \rightarrow \{C\}, \{A\} \rightarrow \{D, E\}, \{B\} \rightarrow \{F\}, \{F\} \rightarrow \{G, H\}, \{D\} \rightarrow \{I, J\}\}$. Qual é a chave de R? Decomponha R em relações na 2FN e, depois, na 3FN.

10.27. Repita o Exercício 10.26 para o seguinte conjunto de dependências funcionais $G = \{\{A, B\} \rightarrow \{C\}, \{B, D\} \rightarrow \{E, F\}, \{A, D\} \rightarrow \{G, H\}, \{A\} \rightarrow \{I\}, \{H\} \rightarrow \{J\}\}$.

10.28. Considere a seguinte relação:

A	B	C	NUM_TUPLA
10	b1	c1	#1
10	b2	c2	#2
11	b4	c1	#3
12	b3	c4	#4
13	b1	c1	#5
14	b3	c4	#6

a. Dada a extensão anterior (estado), qual das seguintes dependências *podem ser asseguradas* para a relação? Se a dependência não puder ser garantida, explique por que *especificando as tuplas que causam a violação*.

i. A → B; ii. B → C; iii. C → B; iv. B → A; v. C → A

b. A relação anterior tem uma chave candidata em potencial? Se tiver, qual é? Se não tiver, por que não tem?

10.29. Considere uma relação $R(A, B, C, D, E)$ com as dependências seguintes:

$AB \rightarrow C, CD \rightarrow E, DE \rightarrow B$

AB é uma chave candidata dessa relação? Se não, ABD é? Explique sua resposta.

10.30. Considere a relação R que tem atributos que controlam os programas dos cursos e disciplinas em uma universidade; R = {CursoNr, DiscNr, DeptOferece, Credito-Horas, CursoNivel, InstrutorSSN, Semestre, Ano, Dias_Horas, SalaNr, NrAluno}. Suponha que as seguintes dependências funcionais estejam asseguradas em R:

{CursoNr} → {DeptOferece, Credito-Horas, CursoNivel}
{CursoNr, DiscNr, Semestre, Ano} → {Dias_Horas, SalaNr, NrAluno, InstrutorSSN}
{SalaNr, Dias_Horas, Semestre, Ano} → {InstrutorSSN, CursoNr, DiscNr}
Tente determinar quais conjuntos de atributos formam chaves de R. Como você poderia normalizar essa relação?

10.31. Considere as seguintes relações do banco de dados de uma aplicação de processamento de pedidos da ABC Inc.:

PEDIDO (PNr, Pdata, CustoNr, Soma_ Total)
PEDIDO-ITEM (PNr, INr, Qtdd_Pedida, Total_Preco, Desconto%)

Presuma que cada artigo tenha um desconto diferente. O TOTAL_PRECO refere-se a um artigo, PDATA é a data na qual o pedido foi feito, e a SOMA_TOTAL é o valor do pedido. Se aplicarmos uma junção natural das relações PEDIDO_ITEM e PEDIDO nesse banco de dados, como será o esquema de relação resultante? Qual será sua chave? Mostre as DFs na relação resultante. Está na 2FN? Está na 3FN? Por que sim ou por que não? (Comente suas suposições, se você fizer alguma.)

10.32. Considere a seguinte relação:

VENDA_CARRO (CarNr, Data_Venda, VendedorNr, Comissao%, Desconto)

Pressuponha que um carro possa ser vendido por diversos vendedores e conseqüentemente {CarroNr, VendedorNr} é a chave primária. Outras dependências são:

Data_Venda → Desconto

e

VendedorNr → Comissao%

Baseado em uma dada chave primária, essa relação está na 1FN, na 2FN ou na 3FN? Por que sim ou por que não? Quais normalizações sucessivas você faria para chegar à normalização total?

10.33. Considere a seguinte relação referente à publicação de livros:

LIVRO (Titulo, NomeAutor, TipoLivro, Preco, AfiAutor, Editora)
AfiAutor refere-se à afiliação do autor. Suponha que existam as seguintes dependências:

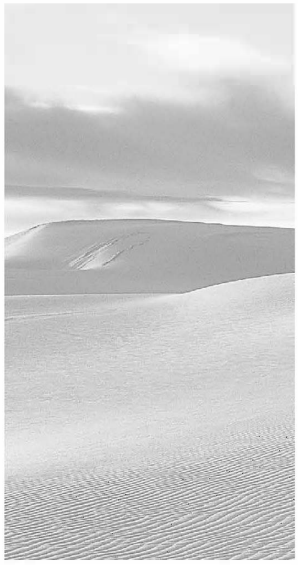
Titulo → Editora, TipoLivro
TipoLivro → Preco
Autor → AfiAutor

a. Em que forma normal está a relação? Explique sua resposta.
b. Aplique as normalizações até que não se possa decompor mais as relações. Explique cada decomposição.

Bibliografia Selecionada

As dependências funcionais foram introduzidas originalmente por Codd (1970). As definições originais da primeira, da segunda e da terceira formas normais também foram estabelecidas por Codd (1972a), na qual pode ser achada uma discussão sobre as anomalias de atualização. A forma normal de Boyce-Codd foi definida em Codd (1974). A definição da terceira forma normal, alternativa à definição de BCNF, que apresentamos aqui, é dada por Ullman (1988). Ullman (1988), Maier (1983) e Atzeni e De Antonellis (1993) apresentam muitos dos teoremas e das provas relativos às dependências funcionais.

Armstrong (1974) mostra a 'completeza' e a 'robustez' das regras de inferência IR1 a IR3. As referências adicionais para a teoria de projetos relacionais são fornecidas no Capítulo 11.



11

Algoritmos para Projeto de Banco de Dados Relacional e Demais Dependências

Neste capítulo descreveremos alguns dos algoritmos para projeto de banco de dados relacional que utilizam a teoria da dependência funcional e da normalização, bem como outros tipos de dependência. No Capítulo 10 apresentamos as duas principais abordagens para o projeto de banco de dados relacional. A primeira abordagem utiliza a técnica de **projeto *top-down*** (descendente), atualmente a mais utilizada no projeto de aplicações comerciais de banco de dados. Ela envolve o projeto de um esquema conceitual em um modelo de dados de alto nível, tal como o modelo EER, e o mapeamento do esquema conceitual em um conjunto de relações utilizando procedimentos como aqueles discutidos no Capítulo 7. A seguir, cada uma das relações é analisada tendo como base as dependências funcionais — e lhes são atribuídas chaves primárias. Por meio da aplicação do procedimento de normalização da Seção 10.3 podemos remover das relações quaisquer dependências parciais e transitivas remanescentes. Em algumas metodologias de projeto, essa análise é aplicada diretamente, durante o projeto conceitual, aos atributos dos tipos entidade e relacionamento. Neste caso, as dependências indesejáveis são descobertas durante o projeto conceitual, e os esquemas de relação resultantes dos procedimentos de mapeamento estariam automaticamente em formas normais mais altas, de modo que não haveria necessidade de normalização adicional.

A segunda abordagem utiliza a técnica de **projeto *bottom-up*** (ascendente), uma abordagem mais purista, que vê o projeto do esquema de banco de dados relacional estritamente em função das dependências funcionais e de outros tipos especificados nos atributos do banco de dados. Ela também é conhecida por síntese relacional. Após o projetista do banco de dados especificar as dependências, um **algoritmo de normalização** é aplicado para sintetizar os esquemas de relação. Cada esquema de relação individual deve possuir as medidas de boa qualidade associadas à 3FN, à BCNF (FNBC) ou a alguma forma normal de nível mais alto.

Neste capítulo descreveremos alguns desses algoritmos de normalização, bem como outros tipos de dependência. Também mostraremos com mais detalhes as duas propriedades desejáveis: a de junções não aditivas (sem perdas) e a da preservação de dependência. Geralmente os algoritmos de normalização começam sintetizando um esquema de relação gigante, chamado **relação universal**, que é uma relação teórica que inclui todos os atributos do banco de dados. Depois realizaremos a **decomposição** — divisão em esquemas menores de relação — até que ela não seja mais possível ou desejável, com base nas dependências funcionais e em outros tipos de dependências especificadas pelo projetista do banco de dados.

Primeiro descreveremos na Seção 11.1 as duas **propriedades de decomposições** desejáveis, a saber: a propriedade de preservação da dependência e a propriedade de junção sem perdas (ou não aditiva), ambas utilizadas pelos algoritmos de projeto para obter decomposições desejáveis. É importante observar que é *insuficiente* testar os esquemas de relação *de maneira independente uns dos outros* em relação à compatibilidade com as formas normais de mais alto nível, como a 2FN, a 3FN e a BCNF. As relações resultantes devem satisfazer coletivamente essas duas propriedades adicionais para que elas possam ser qualificadas como um bom projeto. A Seção 11.2 apresenta diversos algoritmos de normalização baseados apenas nas dependências funcionais que podem ser utilizadas para projetar esquemas na 3FN e na BCNF.

Depois apresentaremos outros tipos de dependência de dados, inclusive as dependências multivaloradas e as dependências de junção, que especificam restrições que *não podem* ser expressas por dependências funcionais. A presença dessas dependências leva à definição da quarta forma normal (4FN) e da quinta forma normal (5FN), respectivamente. Também definiremos as dependências de inclusão e as dependências *template* (de molde, que até o momento não levaram a nenhuma nova forma normal). Será também brevemente abordada a forma normal domínio-chave (*domain-key*) — DKNF ou FNDC —, considerada a forma normal mais genérica.

É possível pular algumas ou todas as seções entre 11.4, 11.5 e 11.6 para um curso introdutório de bancos de dados.

11.1 Propriedades das Decomposições Relacionais

Na Seção 11.1.1 daremos exemplos para mostrar que olhar para uma relação *individual* para verificar se ela está em uma forma normal de mais alto nível não garante, por si só, um bom projeto; em vez disso, um *conjunto de relações* que formam o esquema do banco de dados relacional deverá possuir certas propriedades adicionais para garantir um bom projeto. Nas seções 11.1.2 e 11.1.3 veremos duas dessas propriedades: a propriedade de preservação da dependência e a propriedade de junção sem perdas ou não aditiva. A Seção 11.1.4 apresentará as decomposições binárias e a Seção 11.1.5, as decomposições sucessivas de junção não aditiva.

11.1.1 Decomposição de Relação e Insuficiência das Formas Normais

Os algoritmos de projeto de banco de dados relacional que apresentaremos na Seção 11.2 começam com um único **esquema de relação universal** $R = \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$, que inclui *todos* os atributos do banco de dados. Implicitamente, fazemos a **suposição da relação universal**, que diz que todo nome de atributo é único. O conjunto F das dependências funcionais, que deverá valer para os atributos de R, é especificado pelos projetistas do banco de dados e será fornecido aos algoritmos de projeto. Por meio do uso de dependências funcionais, os algoritmos decompõem o esquema de relação universal R em um conjunto $D = \{R_1, R_2, \ldots, R_m\}$ de esquemas de relação, que se tornarão o esquema do banco de dados relacional; D é uma **decomposição** de R.

Devemos assegurar que cada atributo de R apareça em pelo menos um esquema de relação R_i na decomposição, de forma que nenhum atributo seja 'perdido'; formalmente, temos

$$\bigcup_{i=1}^{m} R_i = R$$

que é chamado de condição de **preservação de atributo** de uma decomposição.

Outro objetivo a alcançar é que cada relação individual R_i da decomposição D esteja na BCNF ou na 3FN. Entretanto, essa condição, por si só, não é suficiente para garantir um bom projeto de banco de dados. Devemos considerar a decomposição da relação universal como um todo, além de olhar para as relações individuais. Para ilustrar este ponto, considere a relação EMP_LOCS (ENOME, PLOCALIZACAO) da Figura 10.5, que está na 3FN e também na BCNF. De fato, nenhum esquema de relação com apenas dois atributos está automaticamente na BCNF.[1] Embora EMP_LOCS esteja na BCNF, ela ainda faz surgir tuplas espúrias quando participa de junções com EMP_PROJ (SSN, PNUMERO, HORAS, PJNOME, PLOCALIZACAO) que não estão na BCNF (veja o resultado da junção natural na Figura 10.6). Portanto, EMP_LOCS representa um esquema de relação particularmente ruim por causa da semântica envolvida, segundo a qual PLOCALIZACAO fornece a localização de *um dos projetos* nos quais um empregado trabalha. A junção de EMP_LOCS com PROJETO (PNOME, PNUMERO, PLOCALIZACAO, DNUM) da Figura 10.2 — que está na BCNF — também faz surgir tuplas espúrias. Isso enfatiza a necessidade de outro critério que, com a 3FN ou com a BCNF, previna tais projetos ruins. Nas próximas três subseções, discutiremos tais condições adicionais que devem ser mantidas em uma decomposição D como um todo.

11.1.2 Propriedade de Preservação da Dependência de uma Decomposição

Seria útil se cada dependência funcional $X \rightarrow Y$, especificada em F, aparecesse diretamente em um dos esquemas de relação R_i da decomposição D, ou pudesse ser inferida a partir das dependências que apareçam em algum R_i. Informalmente, essa é a *condição de preservação da dependência*. Desejamos preservar a dependência porque cada dependência em F representa uma restrição do banco de dados. Se uma das dependências não for representada em alguma relação individual R_i da decomposição, não poderemos garantir essa restrição quando estivermos manipulando uma relação individualmente; em vez disso, de-

1 Como exercício, o leitor poderá provar que essa sentença é verdadeira.

veríamos fazer a junção de duas ou mais relações de uma decomposição e então verificar se a dependência funcional foi mantida no resultado da operação JOIN. Claramente, trata-se um procedimento ineficiente e impraticável.

Não é necessário que as dependências exatas especificadas em F apareçam nas relações individuais da decomposição D. É suficiente que a união das dependências mantidas nas relações individuais de D sejam equivalentes às de F. Agora definiremos esses conceitos mais formalmente.

Definição. Dado um conjunto de dependências F sobre R, a **projeção** de F em R_i, denotada por $\pi_{Ri}(F)$, em que R_i é um subconjunto de R, é o conjunto de dependências $X \rightarrow Y$ em F^+, tal que os atributos em $X \cup Y$ estejam todos contidos em R_i. Por isso, a projeção de F em cada esquema de relação R_i da decomposição D é o conjunto de dependências funcionais de F^+, a clausura de F, tal que todos os seus atributos, tanto os do lado esquerdo quanto os do lado direito, estejam em R_i. Dizemos que uma decomposição $D = \{R_1, R_2, \ldots, R_m\}$ de R é **preservadora de dependência** em relação a F se a união das projeções de F em cada relação R_i de D for equivalente a F, ou seja,

$$((\pi R_1(F)) \cup \ldots \cup (\pi R_m(F)))^+ = F^+$$

Se uma decomposição não for preservadora de dependência, algumas dependências serão **perdidas** na decomposição. Conforme mencionamos anteriormente, para verificar se uma dependência perdida foi mantida, devemos realizar o JOIN de duas ou mais relações da decomposição para obter uma relação que inclua todos os atributos, tanto do lado esquerdo quanto do lado direito da dependência perdida, e depois verificarmos se a dependência ocorre no resultado do JOIN — uma opção que não é prática.

Um exemplo de decomposição que não preserva dependências é mostrado na Figura 10.12a, na qual a dependência funcional DF2 é perdida quando LOTES1A é decomposta em {LOTES1AX, LOTES1AY}. Entretanto, as decomposições da Figura 10.11 são preservadoras de dependência. De maneira similar, para o exemplo da Figura 10.13, independentemente de qual decomposição da relação ENSINA(ALUNO, CURSO, INSTRUTOR) seja escolhida entre as três fornecidas no texto, uma ou ambas as dependências originalmente presentes serão perdidas. Abaixo apresentamos uma proposição relacionada a essa propriedade sem fornecer a demonstração.

PROPOSIÇÃO 1

É sempre possível encontrar uma decomposição D preservadora de dependência em relação a F, tal que cada relação R_i de D esteja na 3FN.

Na Seção 11.2.1. descreveremos o Algoritmo 11.2, que cria uma decomposição $D = \{R_1, R_2, \ldots, R_m\}$ preservadora de dependência para uma relação universal R, tendo como base um conjunto de dependências funcionais F, tal que cada R_i de D esteja na 3FN.

11.1.3 Propriedade de Junção sem Perdas (Não Aditiva) de uma Decomposição

Uma outra propriedade que uma decomposição D deveria possuir é a de junção sem perdas ou de junção não aditiva, que assegura que nenhuma tupla espúria seja gerada quando uma operação NATURAL JOIN (JUNÇÃO NATURAL) for aplicada às relações da decomposição. Já ilustramos esse problema na Seção 10.1.4 com o exemplo das figuras 10.5 e 10.6. Como essa é uma propriedade da decomposição de *esquemas* de relação, a condição de não haver nenhuma tupla espúria deverá valer para *todo estado de relação válido* — ou seja, para todo estado de relação que satisfaça as dependências de F. Por isso, a propriedade de junção sem perdas é sempre definida em relação a um conjunto específico de dependências F.

Definição. Formalmente, uma decomposição $D = \{R_1, R_2, \ldots, R_m\}$ de R possui a **propriedade de junção sem perdas (não aditiva)** em relação ao conjunto de dependências F sobre R se, para *todo* estado de relação r de R que satisfaça F, o seguinte for verdadeiro, no qual * é o NATURAL JOIN de todas as relações em D:

$$*(\pi_{R_1}(r), \ldots, \pi_{R_m}(r)) = r$$

A palavra perda em *sem perdas* se refere à *perda de informação*, e não à perda de tuplas. Se uma decomposição não tiver a propriedade de junção sem perdas, devemos obter tuplas espúrias adicionais após as operações PROJECT (π — PROJEÇÃO) e NATURAL JOIN (*) serem aplicadas; essas tuplas adicionais representam informações errôneas. Preferimos o termo junção não aditiva porque ele descreve a situação com mais precisão. Se a propriedade for válida em uma decomposição, teremos a garantia de que nenhuma tupla espúria, que gere informações errôneas, será adicionada ao resultado depois que operações de projeção e junção natural forem aplicadas.

A decomposição de EMP_PROJ (SSN, PNUMERO, HORAS, ENOME, PNOME, PLOCALIZACAO) da Figura 10.3 em EMP_LOCS (ENOME, PLOCALIZACAO) e EMP_PROJ1 (SSN, PNUMERO, HORAS, PNOME, PLOCALIZACAO) da Figura 10.5 obviamente não tem a propriedade de junção sem perdas, conforme ilustrado pela Figura 10.6. Utilizaremos um procedimento genérico para testar se qualquer decomposição D de uma relação para n relações é sem perdas (não aditiva) em relação a um dado conjunto F de dependências funcionais da relação; ele será apresentado como o Algoritmo 11.1 abaixo. É possível aplicar um teste mais simples para verificar se a decomposição é não aditiva para decomposições binárias; esse teste será descrito na Seção 11.1.4.

Algoritmo 11.1: Teste da Propriedade de Junção sem Perdas (Não Aditiva)
Entrada: uma relação universal R, uma decomposição $D = \{R_1, R_2, \ldots, R_m\}$ de R, e um conjunto F de dependências funcionais.

1. Criar uma matriz S inicial com uma linha i para cada relação R_i de D, e uma coluna j para cada atributo A_j de R.
2. Atribuir $S(i, j) := b_{ij}$ para todas as entradas da matriz.
   (* cada b_{ij} é um símbolo distinto associado aos índices (i, j) *)
3. Para cada linha i representando o esquema de relação R_i
   {para cada coluna j representando o atributo A_j
   {se (relação R_i inclui o atributo A_j) então faça $S(i, j) := a_j$;};};
   (* cada a_j é um símbolo distinto associado ao índice (j) *)
4. Repita o seguinte laço até que uma *execução completa do laço* não resulte em mudanças em S
   {para cada dependência funcional $X \rightarrow Y$ de F
   {para todas as linhas de S *que tenham os mesmos símbolos* nas colunas correspondentes aos atributos de X
   {faça os símbolos em cada coluna de forma que um atributo em Y seja o mesmo em todas essas linhas, conforme segue: Se qualquer uma das linhas possuir um símbolo '*a*' para a coluna, atribua às outras linhas o *mesmo* símbolo '*a*' da coluna. Se nenhum símbolo '*a*' existir para o atributo em qualquer das linhas, escolha um dos símbolos '*b*' que aparecem em uma das linhas para o atributo, e atribua, às outras linhas, o mesmo símbolo '*b*' na coluna ;};};};
5. Se uma linha for feita inteiramente de símbolos '*a*', então a decomposição possui a propriedade de junção sem perdas; caso contrário, não possui.

Dada uma relação R que é decomposta em um número de relações $R_1, R_2, \ldots, R_m$, o Algoritmo 11.1 inicializa a matriz que consideramos ser algum estado de relação r de R. A linha i de S representa uma tupla t_i (correspondente à relação R_i), que possui símbolos '*a*' nas colunas que correspondem aos atributos de R_i, e símbolos '*b*' nas colunas remanescentes. Depois o algoritmo transforma as linhas dessa matriz (durante o laço do passo 4), de forma que elas representem as tuplas que satisfaçam todas as dependências funcionais de F. Ao final do passo 4, quaisquer duas linhas de S — que representam duas tuplas de r — que tenham os mesmos valores nos atributos X do lado esquerdo de uma dependência funcional $X \rightarrow Y$ de F também terão os mesmos valores nos atributos Y do lado direito. Pode ser demonstrado que, após a aplicação do laço do passo 4, se qualquer linha de S terminar com todos os símbolos '*a*', então a decomposição D possui a propriedade de junção sem perdas em relação a F.

Se, porém, não resultar nenhuma linha com todos os símbolos '*a*', D não satisfaz a propriedade de junção sem perdas. Nesse caso, o estado de relação r representado por S ao final do algoritmo será um exemplo de um estado de relação r de R que satisfaz as dependências de F, mas que não satisfaz a condição de junção sem perdas. Portanto, essa relação serve de **contra-exemplo** que prova que D não possui a propriedade de junção sem perdas em relação a F. Observe que os símbolos '*a*' e '*b*' não têm nenhum significado ao final do algoritmo.

A Figura 11.1a mostra como aplicamos o Algoritmo 11.1 para a decomposição do esquema de relação EMP_PROJ da Figura 10.3b em dois esquemas de relação EMP_PROJ1 e EMP_LOCS da Figura 10.5a. O laço do passo 4 do algoritmo não pode trocar quaisquer símbolos '*b*' por símbolos '*a*'; por isso a matriz S resultante não possui uma linha com todos os símbolos '*a*', portanto, a decomposição não possui a propriedade de junção sem perdas.

A Figura 11.1b mostra uma outra decomposição de EMP_PROJ (em EMP, PROJETO e TRABALHA_EM) que possui a propriedade de junção sem perdas, e a Figura 11.1c mostra como aplicamos o algoritmo àquela decomposição. Uma vez que uma linha consiste apenas de símbolos '*a*', sabemos que a decomposição possui a propriedade de junção sem perdas, e poderemos parar de aplicar as dependências funcionais (passo 4 do algoritmo) à matriz S.

(a) R={SSN, ENOME, PNUMERO, PNOME, PLOCALIZACAO, HORAS} D={R_1, R_2}
R_1=EMP_LOCS ={ENOME, PLOCALIZACAO}
R_2=EMP_PROJ1={SSN, PNUMERO, HORAS, PNOME, PLOCALIZACAO}
F={SSN → ENOME;PNUMERO →{PNOME, PLOCALIZACAO}; {SSN,PNUMERO}→HORAS}

	SSN	ENOME	PNUMERO	PNOME	PLOCALIZACAO	HORAS
R_1	b_{11}	a_2	b_{13}	b_{14}	a_5	b_{16}
R_2	a_1	b_{22}	a_3	a_4	a_5	a_6

(nenhuma alteração na matriz após a aplicação das dependências funcionais)

(b)

EMP		PROJETO			TRABALHA_EM		
SSN	ENOME	PNUMERO	PNOME	PLOCALIZACAO	SSN	PNUMERO	HORAS

(c) R={SSN, ENOME, PNUMERO, PNOME, PLOCALIZACAO, HORAS} D={$R1$, $R2$, $R3$}
R_1=EMP={SSN, ENAME}
R_2=PROJ={PNUMERO, PNOME, PLOCALIZACAO}
R_3=TRABALHA_EM={SSN, PNUMERO, HORAS}
F={SSN → ENOME;PNUMERO →{PNOME, PLOCALIZACAO}; {SSN,PNUMERO}→HORAS}

	SSN	ENOME	PNUMERO	PNOME	PLOCALIZACAO	HORAS
R_1	a_1	a_2	b_{13}	b_{14}	b_{15}	b_{16}
R_2	b_{21}	b_{22}	a_3	a_4	a_5	b_{26}
R_3	a_1	b_{32}	a_3	b_{34}	b_{35}	a_6

(matriz original S no início do algoritmo)

	SSN	ENOME	PNUMERO	PNOME	PLOCALIZACAO	HORAS
R_1	a_1	a_2	b_{13}	b_{14}	b_{15}	b_{16}
R_2	b_{21}	b_{22}	a_3	a_4	a_5	b_{26}
R_3	a_1	b_{32} a_2	a_3	b_{34} a_4	b_{35} a_5	a_6

(matriz S após a aplicação das duas primeiras dependências funcionais – a última linha é repleta de símbolos "a", portanto, paramos)

FIGURA 11.1 Teste da junção sem perdas (não aditiva) para decomposições *n*-árias. (a) Caso 1: a decomposição de EMP_PROJ em EMP_PROJ1 e EMP_LOCS falha no teste. (b) Uma decomposição de EMP_PROJ que possui a propriedade de junção sem perdas. (c) Caso 2: a decomposição de EMP_PROJ em EMP, PROJETO e TRABALHA_EM satisfaz o teste.

11.1.4 Teste da Propriedade de Junção Não Aditiva para Decomposições Binárias

O Algoritmo 11.1 nos permite testar se uma determinada decomposição D, para n relações, obedece à propriedade de junção sem perdas em relação a um conjunto F de dependências funcionais. Há um caso especial de decomposição chamada **decomposição binária** — decomposição de uma relação R em duas relações. Fornecemos um teste mais fácil de ser aplicado que o Algoritmo 11.1, porém, apesar de ser mais prático, ele é *limitado* apenas às decomposições binárias.

PROPRIEDADE LJ1 (TESTE DE JUNÇÃO SEM PERDAS PARA DECOMPOSIÇÕES BINÁRIAS)

Uma decomposição $D = \{R_1, R_2\}$ de R possui a propriedade de junção sem perdas (não aditiva), em relação a um conjunto F de dependências funcionais para R, *se e somente se*:

- A DF $((R_1 \cap R_2) \rightarrow (R_1 - R_2))$ estiver em F^+, ou
- A DF $((R_1 \cap R_2) \rightarrow (R_2 - R_1))$ estiver em F^+

Você poderá verificar se essa propriedade é assegurada em relação aos nossos exemplos informais de normalizações sucessivas das seções 10.3 e 10.4.

11.1.5 Decomposições Sucessivas de Junção sem Perdas (Não Aditiva)

Vimos a decomposição sucessiva de relações durante o processo para a segunda e a terceira normalizações nas seções 10.3 e 10.4. Para verificar se essas decomposições não são aditivas, precisaremos assegurar uma outra propriedade, conforme exposto na Proposição 2.

PROPOSIÇÃO 2 (Preservação da Propriedade Não Aditiva em Decomposições Sucessivas)

Se uma decomposição $D = \{R_1, R_2, \ldots, R_m\}$ de R possui a propriedade de junção não aditiva (sem perdas) em relação a um conjunto F de dependências funcionais sobre R, e se uma decomposição $D_i = \{Q_1, Q_2, \ldots, Q_k\}$ de R_i possui a propriedade de junção não aditiva em relação à projeção de F sobre R_i, então a decomposição $D_2 = \{R_1, R_2, \ldots, R_{i-1}, Q_1, Q_2, \ldots, Q_k, R_{i+1}, \ldots, R_m\}$ de R possui a propriedade de junção não aditiva em relação a F.

11.2 Algoritmos para o Projeto do Esquema de Banco de Dados Relacional

Agora forneceremos três algoritmos para a criação de uma decomposição relacional. Cada algoritmo possui propriedades específicas, conforme discutiremos abaixo.

11.2.1 Decomposição Preservadora de Dependências para Esquemas na 3FN

O Algoritmo 11.2 cria uma decomposição preservadora de dependências $D = \{R_1, R_2, \ldots, R_m\}$ de uma relação universal R baseada em um conjunto F de dependências funcionais, tal que cada R_i de D esteja na 3FN. Isso garante apenas a propriedade de preservação de dependências, mas *não* garante a propriedade de junção sem perdas. O primeiro passo do Algoritmo 11.2 é encontrar uma cobertura mínima G para F; o Algoritmo 10.2 pode ser usado neste passo.

Algoritmo 11.2: Síntese Relacional para 3FN com a Preservação de Dependências
Entrada: Uma relação universal R e um conjunto F de dependências funcionais para os atributos de R.

1. Encontrar uma cobertura mínima G para F (usar o Algoritmo 10.2);
2. Para cada X do lado esquerdo de uma dependência funcional que aparece em G, criar um esquema de relação em D com atributos $\{X \cup \{A_1\} \cup \{A_2\} \ldots \cup \{A_k\}\}$, no qual $X \rightarrow A_1$, $X \rightarrow A_2$, ..., $X \rightarrow A_k$ são as únicas dependências em G, com X do lado esquerdo (X é a chave dessa relação);
3. Colocar quaisquer atributos remanescentes (que não tenham sido colocados em nenhuma relação) em um único esquema de relação para garantir a propriedade de preservação de atributo.

PROPOSIÇÃO 3

Todo esquema de relação criado pelo Algoritmo 11.2 está na 3FN. (Não forneceremos uma demonstração formal aqui;[2] a demonstração depende de G ser um conjunto mínimo de dependências.)

É óbvio que todas as dependências de G são preservadas pelo algoritmo porque cada dependência aparece em uma das relações R_i da decomposição D. Uma vez que G é equivalente a F, todas as dependências de F ou são preservadas diretamente na decomposição ou são derivadas utilizando-se as regras de inferência da Seção 10.2.2 a partir daquelas nas relações resultantes, assim garantindo a propriedade da preservação das dependências. O Algoritmo 11.2 é chamado de algoritmo de síntese relacional porque cada esquema de relação R_i da decomposição é sintetizado (construído) a partir do conjunto de dependências funcionais de G com o mesmo lado esquerdo X.

---

2 Veja uma prova em Maier (1983) ou Ullman (1982).

11.2.2 Decomposição de Junção sem Perdas (Não Aditivas) para Esquemas na BCNF (FNBC)

O próximo algoritmo decompõe um esquema de relação universal $R = \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$ em uma decomposição $D = \{R_1, R_2, \ldots, R_m\}$, tal que cada R_i esteja na BCNF (FNBC — Forma Normal de Boyce-Codd), *e* a decomposição D possua a propriedade de junção sem perdas em relação a F. O Algoritmo 11.3 utiliza a Propriedade LJ1 e a Proposição 2 (preservação da propriedade não aditiva em decomposições sucessivas) para criar uma decomposição de junção não aditiva $D = \{R_1, R_2, \ldots, R_m\}$ de uma relação universal R baseada em um conjunto F de dependências funcionais, tal que cada R_i de D esteja na BCNF.

Algoritmo 10.3: Decomposição Relacional para BCNF com Propriedade de Junção Não Aditiva
Entrada: Uma relação universal R e um conjunto F de dependências funcionais para os atributos de R.

1. Inicializar $D := \{R\}$;
2. Enquanto existir um esquema de relação Q em D que não esteja na BCNF faça
   {
   escolha um esquema de relação Q em D que não esteja na BCNF;
   encontre uma dependência funcional $X \rightarrow Y$ de Q que viole a BCNF;
   substitua Q em D por dois esquemas de relação $(Q - Y)$ e $(X \cup Y)$;
   };

Cada vez que passarmos pelo laço do Algoritmo 11.3, decomporemos um esquema de relação Q que não esteja na BCNF em dois esquemas de relação. De acordo com a Propriedade LJ1 para decomposições binárias e com a Proposição 2, a decomposição D possui a propriedade de junção não aditiva. Ao final do algoritmo, todos os esquemas de relação em D estarão na BCNF. O leitor poderá verificar que o exemplo de normalização das figuras 10.11 e 10.12 segue basicamente esse algoritmo. As dependências funcionais DF3, DF4 e posteriormente DF5 violam a BCNF, assim, a relação LOTES é decomposta adequadamente em relações na BCNF — e então a decomposição satisfará a propriedade de junção não aditiva. De maneira similar, se aplicarmos o algoritmo ao esquema de relação ENSINA da Figura 10.13, ele será decomposto em ENSINA1 (INSTRUTOR, ALUNO) e em ENSINA2 (INSTRUTOR, CURSO), porque a dependência DF2: INSTRUTOR → CURSO viola a BCNF.

No passo 2 do Algoritmo 11.3, é necessário determinar se um esquema de relação Q está na BCNF ou não. Um método para fazê-lo é testar, para cada dependência funcional $X \rightarrow Y$ de Q, se X^+ falha em incluir todos os atributos de Q, determinando desse modo se X é ou não uma (super)chave de Q. Uma outra técnica é baseada na observação de que, se o esquema de relação Q violar a BCNF, existe um par de atributos A e B em Q tal que $\{Q - \{A, B\}\} \rightarrow A$; por meio do cálculo da clausura $\{Q - \{A, B\}\}^+$ para cada par de atributos $\{A, B\}$ de Q, e da verificação de que a clausura inclui A (ou B), poderemos determinar se Q está na BCNF.

11.2.3 Decomposição Preservadora de Dependências e de Junção Não Aditiva (sem Perdas) para Esquemas na 3FN

Se desejarmos que uma decomposição possua a propriedade de junção não aditiva *e* preserve as dependências, teremos de nos contentar com esquemas de relação na 3FN em vez de na BCNF. Uma modificação simples no Algoritmo 11.2, mostrada como Algoritmo 11.4, resulta em uma decomposição D de R que faz o seguinte:

- Preserva dependências.
- Possui a propriedade de junção não aditiva.
- Faz com que cada esquema resultante da decomposição esteja na 3FN.

Algoritmo 11.4: Síntese Relacional para 3FN com Preservação de Dependências e Propriedade de Junção Não Aditiva (Sem Perdas)
Entrada: Uma relação universal R e um conjunto F de dependências funcionais para os atributos de R.

1. Encontrar uma cobertura mínima G para F (use o Algoritmo 10.2).
2. Para cada X do lado esquerdo de uma dependência funcional que aparecer em G, criar um esquema de relação em D com atributos $\{X \cup \{A_1\} \cup \{A_2\} \ldots \cup \{A_k\}\}$, onde $X \rightarrow A_1, X \rightarrow A_2, \ldots, X \rightarrow A_k$ são as únicas dependências em G com X do lado esquerdo (X é a chave dessa relação);
3. Se nenhum dos esquemas de relação de D contiver uma chave de R, então criar um esquema de relação a mais em D que contenha atributos que formem uma chave de R.

Pode ser demonstrado que uma decomposição formada a partir de um conjunto de esquemas de relação criados pelo algoritmo anterior é preservadora de dependências e possui a propriedade de junção não aditiva. Além disso, cada esquema da decomposição está na 3FN. Esse algoritmo é uma melhoria em relação ao Algoritmo 11.2, uma vez que o anterior garantia apenas a preservação da dependência.[3]

O passo 3 do Algoritmo 11.4 envolve a identificação de uma chave K de R. O Algoritmo 11.4a pode ser usado para identificar uma chave K de R, baseando-se em um dado conjunto de dependências funcionais F. Começamos atribuindo para K todos os atributos de R, então vamos removendo um atributo por vez e verificando se os atributos remanescentes ainda formam uma superchave. Observe que o conjunto de dependências funcionais utilizado para determinar uma chave no Algoritmo 11.4a pode ser tanto F quanto G, uma vez que eles são equivalentes. Observe, também, que o Algoritmo 11.4a determina apenas *uma chave* entre todas as possíveis chaves candidatas de R; a chave resultante depende da ordem na qual os atributos foram removidos de R no passo 2.

Algoritmo 11.4a: Encontrando uma Chave K para R Dado um Conjunto F de Dependências Funcionais
Entrada: Uma relação universal R e um conjunto F de dependências funcionais para os atributos de R.

1. Inicializar $K := R$;
2. Para cada atributo A de K
   {calcular $(K - A)^+$ em relação a F;
   se $(K - A)^+$ contiver todos os atributos de R, então fazer $K := K - \{A\}$};

É importante observar que a teoria de decomposições de junção não aditiva está baseada na suposição de que *nenhum valor null é permitido para os atributos de junção*. A próxima seção discutirá alguns dos problemas que valores *null* podem causar nas decomposições relacionais.

11.2.4 Problemas com Valores *Null* e Tuplas *Dangling*

Devemos considerar com cuidado os problemas associados a valores *null* no projeto de um esquema de banco de dados relacional. Ainda não existe teoria de projeto relacional plenamente satisfatória que trate valores *null*. Um problema ocorre quando algumas tuplas possuem valores *null* para atributos que serão utilizados para realizar a junção de relações individuais na decomposição. Para ilustrar, considere o banco de dados mostrado na Figura 11.2a, no qual duas relações, EMPREGADO e DEPARTAMENTO, são mostradas. As duas últimas tuplas de empregado — Berger e Benitez — representam empregados recentemente contratados que ainda não foram designados a um departamento (suponha que isso não viole nenhuma restrição de integridade). Agora suponha que queiramos recuperar uma lista de valores (ENOME, DNOME) para todos os empregados. Se aplicarmos a operação NATURAL JOIN em EMPREGADO e DEPARTAMENTO (Figura 11.2b), as duas tuplas mencionadas anteriormente *não* aparecerão no resultado.

A operação OUTER JOIN, discutida no Capítulo 6, pode tratar esse problema. Relembre que, se tomarmos o LEFT OUTER JOIN de EMPREGADO com DEPARTAMENTO, as tuplas de EMPREGADO que possuírem valor *null* para o atributo de junção ainda assim aparecerão no resultado, tendo sido reunidas a uma tupla 'imaginária' de DEPARTAMENTO, que possui valores *null* para todos os seus atributos. A Figura 11.2c mostra o resultado.

Geralmente, sempre que um esquema de banco de dados relacional for projetado com duas ou mais relações interligadas por meio de chaves estrangeiras, um cuidado especial deverá ser tomado com valores *null* potenciais em chaves estrangeiras. Isso pode causar uma perda inesperada de informações em consultas que envolvam junções segundo tal chave estrangeira. Além disso, se valores *null* ocorrerem em outros atributos, tais como SALARIO, seus efeitos em funções predefinidas, tais como SUM (SOMA) e AVERAGE (MÉDIA), devem ser cuidadosamente avaliados.

Um problema relacionado a isso é o das *tuplas dangling* (pendentes), as quais podem ocorrer se levarmos uma decomposição longe demais. Suponha que decomponhamos a relação EMPREGADO da Figura 11.2a em EMPREGADO_1 e EMPREGADO_2, mostrados nas figuras 11.3a e 11.3b.[4] Se aplicarmos a operação NATURAL JOIN em EMPREGADO_1 e EMPREGADO_2, obteremos a relação EMPREGADO original. Entretanto, poderíamos ter usado a representação alternativa, mostrada na Figura 11.3c, na qual *não se inclui uma tupla* em EMPREGADO_3 quando o empregado não tiver sido designado a um departamento (em vez de incluir uma tupla com valor *null* para DNUM, como em EMPREGADO_2). Se usarmos EMPREGADO_3 em vez de EMPREGADO_2 e aplicarmos uma NATURAL JOIN em

3 O passo 3 do Algoritmo 11.2 não é necessário no Algoritmo 11.4 para preservar atributos porque a chave incluirá quaisquer atributos não posicionados; esses são os atributos que não participam de nenhuma dependência funcional.

4 Isso às vezes acontece quando aplicamos a fragmentação vertical em uma relação no contexto de um banco de dados distribuído (Capítulo 25).

EMPREGADO_1 e EMPREGADO_3, as tuplas para Berger e Benitez não aparecerão no resultado; elas são chamadas de **tuplas *dangling*** porque são representadas em apenas uma das duas relações que representam empregados, por isso são perdidas se aplicarmos uma operação (INNER) JOIN.

(a) **EMPREGADO**

ENOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	DNUM
Smith, John B.	123456789	1965-01-09	731 Fondren, Houston, TX	5
Wong, Franklin T.	333445555	1955-12-08	638 Voss, Houston, TX	5
Zelaya, Alicia J.	999887777	1968-07-19	3321 Castle, Spring, TX	4
Wallace, Jennifer S.	987654321	1941-06-20	291 Berry, Bellaire, TX	4
Narayan, Ramesh K.	666884444	1962-09-15	975 Fire Oak, Humble, TX	5
English, Joyce A.	453453453	1972-07-31	5631 Rice, Houston, TX	5
Jabbar, Ahmad V.	987987987	1969-03-29	980 Dallas, Houston, TX	4
Borg, James E.	888665555	1937-11-10	450 Stone, Houston, TX	1
Berger, Anders C.	999775555	1965-04-26	6530 Braes, Bellaire, TX	null
Benitez, Carlos M.	888664444	1963-01-09	7654 Beech, Houston, TX	null

DEPARTAMENTO

DNOME	DNUM	SNGERSSN
Pesquisa	5	333445555
Administração	4	987654321
Sede administrativa	1	888665555

(b)

ENOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	DNUM	DNOME	SNGERSSN
Smith, John B.	123456789	1985-01-09	731 Fondren, Houston, TX	5	Pesquisa	333445555
Wong, Franklin T.	333445555	1955-12-08	638 Voss, Houston, TX	5	Pesquisa	333445555
Zelaya, Alicia J.	999887777	1968-07-19	3321 Castle, Spring, TX	4	Administracao	987654321
Wallace, Jennifer S.	987654321	1941-06-20	291 Berry, Bellaire, TX	4	Administracao	987654321
Narayan, Ramesh K.	666884444	1962-09-15	975 Fire Oak, Humble, TX	5	Pesquisa	333445555
English, Joyce A.	453453453	1972-07-31	5631 Rice, Houston, TX	5	Pesquisa	333445555
Jabbar, Ahmad V.	987987987	1969-03-29	980 Dallas, Houston, TX	4	Administracao	987654321
Borg, James E.	888665555	1937-11-10	450 Stone, Houston, TX	1	Sede Administrativa	888665555

(c)

ENOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	DNUM	DNOME	SNGERSSN
Smith, John B.	123456789	1965-01-09	731 Fondren, Houston, TX	5	Pesquisa	333445555
Wong, Franklin T.	333445555	1955-12-08	638 Voss, Houston, TX	5	Pesquisa	333445555
Zelaya, Alicia J.	999887777	1968-07-19	3321 Castle, Spring, TX	4	Administracao	987654321
Wallace, Jennifer S.	987654321	1941-06-20	291 Berry, Bellaire, TX	4	Administracao	987654321
Narayan, Ramesh K.	666884444	1962-09-15	975 Fire Oak, Humble, TX	5	Pesquisa	333445555
English, Joyce A.	453453453	1972-07-31	5631 Rice, Houston, TX	5	Pesquisa	333445555
Jabbar, Ahmad V.	987987987	1969-03-29	980 Dallas, Houston, TX	4	Administracao	987654321
Borg, James E.	888665555	1937-11-10	450 Stone, Houston, TX	1	SedeAdministrativa	888665555
Berger, Anders C.	999775555	1965-04-26	6530 Braes, Bellaire, TX	null	null	null
Benitez, Carlos M.	888664444	1963-01-09	7654 Beech, Houston, TX	null	null	null

FIGURA 11.2 Considerações ligadas a junções com valores *null*. (a) Algumas tuplas de EMPREGADO possuem valor *null* para o atributo de junção DNUM. (b) Resultado da aplicação de NATURAL JOIN nas relações EMPREGADO e DEPARTAMENTO. (c) Resultado da aplicação de LEFT OUTER JOIN em EMPREGADO e DEPARTAMENTO.

11.2.5 Discussão dos Algoritmos de Normalização

Um dos problemas com os algoritmos de normalização que descrevemos é que o projetista do banco de dados deve primeiro especificar *todas* as dependências funcionais relevantes entre os atributos do banco de dados. Isso não é uma tarefa simples para um grande banco de dados, com centenas de atributos. Uma falha na especificação de uma ou duas dependências importantes pode resultar em um projeto inadequado. Outro problema é que esses algoritmos, em geral, são *não determinísticos*. Por exemplo, os *algoritmos de síntese* (os algoritmos 11.2 e 11.4) exigem a especificação de uma cobertura mínima G para o con-

junto F de dependências funcionais. Como, em geral, pode haver muitas coberturas mínimas correspondentes para F, o algoritmo pode fornecer projetos diferentes, dependendo da cobertura mínima utilizada. Alguns desses projetos podem não ser desejáveis. Para verificar a violação da BCNF, o *algoritmo de decomposição* (Algoritmo 11.3) depende da ordem em que as dependências funcionais lhe forem fornecidas. Novamente, é possível que muitos projetos diferentes, correspondentes ao mesmo conjunto de dependências funcionais, possam surgir, dependendo da ordem na qual tais dependências são consideradas em relação à violação da BCNF. Alguns dos projetos podem ser muito bons, ao passo que outros podem ser inaceitáveis.

(a) **EMPREGADO_1**

ENOME	SSN	DATANASC	ENDERECO
Smith, John B.	123456789	1965-01-09	731 Fondren, Houston, TX
Wong, Franklin T.	333445555	1955-12-08	638 Voss, Houston, TX
Zelaya, Alicia J.	999887777	1968-07-19	3321 Castle, Spring, TX
Wallace, Jennifer S.	987654321	1941-06-20	291 Berry, Bellaire, TX
Narayan, Ramesh K.	666884444	1962-09-15	975 Fire Oak, Humble, TX
English, Joyce A.	453453453	1972-07-31	5631 Rice, Houston, TX
Jabbar, Ahmad V.	987987987	1969-03-29	980 Dallas, Houston, TX
Borg, James E.	888665555	1937-11-10	450 Stone, Houston, TX
Berger, Anders C.	999775555	1965-04-26	6530 Braes, Bellaire, TX
Benitez, Carlos M.	888664444	1963-01-09	7654 Beech, Houston, TX

(b) **EMPREGADO_2**

SSN	DNUM
123456789	5
333445555	5
999887777	4
987654321	4
666884444	5
453453453	5
987987987	4
888665555	1
999775555	null
888664444	null

(c) **EMPREGADO_3**

SSN	DNUM
123456789	5
333445555	5
999887777	4
987654321	4
666884444	5
453453453	5
987987987	4
888665555	1

FIGURA 11.3 O problema da 'tupla *dangling*'. (a) A relação EMPREGADO_1 (inclui todos os atributos de EMPREGADO da Figura 11.2a, exceto DNUM). (b) A relação EMPREGADO_2 (inclui o atributo DNUM com valores *null*). (c) A relação EMPREGADO_3 (inclui o atributo DNUM, mas não inclui tuplas para as quais DNUM tem valor *null*).

Nem sempre é possível encontrar uma decomposição em esquemas de relação que preserve as dependências e que ainda permita que cada esquema de relação da decomposição esteja na BCNF (em vez de na 3FN, como no Algoritmo 11.4). Podemos verificar cada um dos esquemas de relação na 3FN de uma decomposição de modo a checar se ele satisfaz à BCNF. Se algum esquema de relação R_i não estiver na BCNF, poderemos optar por decompô-lo mais ou deixá-lo como está, na 3FN (com algumas possíveis anomalias de atualização). Esse fato, o de que nem sempre poderemos encontrar uma decomposição em esquemas de relação na BCNF que preserve as dependências, pode ser ilustrado pelos exemplos das figuras 10.12 e 10.13. As relações LOTES1A (Figura 10.12a) e ENSINA (Figura 10.13) não estão na BCNF, mas estão na 3FN. Qualquer tentativa de prosseguir a decomposição de ambas as relações resultará na perda da dependência DF2: {MUNICIPIO_NOME, NUM_LOTE} → {NUM_PROPRIEDADE, AREA} em LOTES1A, ou na perda de DF1: {ALUNO, CURSO} → INSTRUTOR em ENSINA.

A Tabela 11.1 resume as propriedades dos algoritmos discutidos neste capítulo até aqui.

TABELA 11.1 Resumo dos Algoritmos Apresentados nas seções 11.1 e 11.2

ALGORITMO	ENTRADA	SAÍDA	PROPRIEDADES/ OBJETIVO	COMENTÁRIOS
11.1	Uma decomposição D de R e um conjunto F de dependências funcionais	Resultado booleano: sim ou não para a propriedade de junção não aditiva	Teste para a decomposição de junção não aditiva	Veja um teste mais simples para decomposições binárias na Seção 11.1.4

TABELA 11.1 Resumo dos Algoritmos Apresentados nas seções 11.1 e 11.2. (*continuação*)

ALGORITMO	ENTRADA	SAÍDA	PROPRIEDADES/ OBJETIVO	COMENTÁRIOS
11.2	Conjunto F de dependências funcionais	Um conjunto de relações na 3FN	Preservação da dependência	Não garante a satisfação da propriedade de junção sem perdas
11.3	Conjunto F de dependências funcionais	Um conjunto de relações na BCNF	Decomposição de junção não aditiva	Não garante a preservação da dependência
11.4	Conjunto F de dependências funcionais	Um conjunto de relações na 3FN	Decomposição de junção não aditiva **E** decomposição com preservação de dependência	Pode não obter BCNF
11.4a	Esquema de relação R com um conjunto F de dependências funcionais	Chave K de R	Para encontrar uma chave K (que é um subconjunto de R)	A relação R inteira é sempre uma superchave *default*

11.3 Dependências Multivaloradas e a Quarta Forma Normal

Até aqui discutimos apenas a dependência funcional, que, de longe, é o mais importante tipo de dependência na teoria de projeto de banco de dados relacional. Entretanto, em muitos casos, as relações têm restrições que não podem ser especificadas como dependências funcionais. Nesta seção discutiremos o conceito de *dependência multivalorada* (DMV — *multivalued dependency* MVD) e definiremos a *quarta forma normal*, com base nessa dependência. As dependências multivaloradas são conseqüência da primeira forma normal (1FN) (Seção 10.3.4), que não aceita que um atributo em uma tupla tenha um *conjunto de valores*. Se tivermos um ou mais atributos multivalorados *independentes* no mesmo esquema de relação, teremos o inconveniente de precisar repetir cada valor de um dos atributos com cada valor do outro atributo para manter o estado da relação consistente e a independência entre os atributos envolvidos. Essa dependência é especificada por uma dependência multivalorada.

Por exemplo, considere a relação EMP mostrada na Figura 11.4a. Uma tupla nessa relação EMP representa o fato de que um empregado, cujo nome é ENOME, trabalha em um projeto cujo nome é PNOME e possui um dependente cujo nome é ONOME. Um empregado pode trabalhar em vários projetos e pode ter vários dependentes, e os projetos e os dependentes do empregado são independentes entre si.[5] Para manter o estado da relação consistente, deveríamos ter uma tupla separada para representar cada combinação de um dependente do empregado e de um projeto do empregado. Essa restrição é especificada por uma dependência multivalorada na relação EMP. Informalmente, sempre que dois relacionamentos 1:N *independentes*, A:B e A:C, são misturados em uma mesma relação, uma DMV pode aparecer.

11.3.1 Definição Formal de Dependência Multivalorada

Definição. Uma dependência multivalorada $X \twoheadrightarrow Y$ especificada no esquema de relação R, no qual X e Y são ambos subconjuntos de R, especifica a seguinte restrição para qualquer estado r de R: se duas tuplas t_1 e t_2 existirem em r tal que $t_1[X] = t_2[X]$, então duas tuplas t_3 e t_4 também devem existir em r com as seguintes propriedades,[6] onde usamos Z para denotar $(R - (X \cup Y))$:[7]

- $t_3[X] = t_4[X] = t_1[X] = t_2[X]$.
- $t_3[Y] = t_1[Y]$ e $t_4[Y] = t_2[Y]$.
- $t_3[Z] = t_2[Z]$ e $t_4[Z] = t_1[Z]$.

5 Em um diagrama ER, cada um poderia ser representado como um atributo multivalorado ou como um tipo entidade fraca (Capítulo 3).

6 As tuplas t_1, t_2, t_3 e t_4 não são necessariamente distintas.

7 Z é uma abreviação para os atributos remanescentes de R após os atributos em $(X \cup Y)$ serem removidos de R.

Sempre que $X \twoheadrightarrow Y$ ocorrer, dizemos que X **multidetermina** Y. Por causa da simetria na definição, sempre que $X \twoheadrightarrow Y$ ocorrer em R, $X \twoheadrightarrow Z$ também ocorre. Por isso, $X \twoheadrightarrow Y$ implica $X \twoheadrightarrow Z$, portanto, às vezes é escrito como $X \twoheadrightarrow Y \mid Z$.

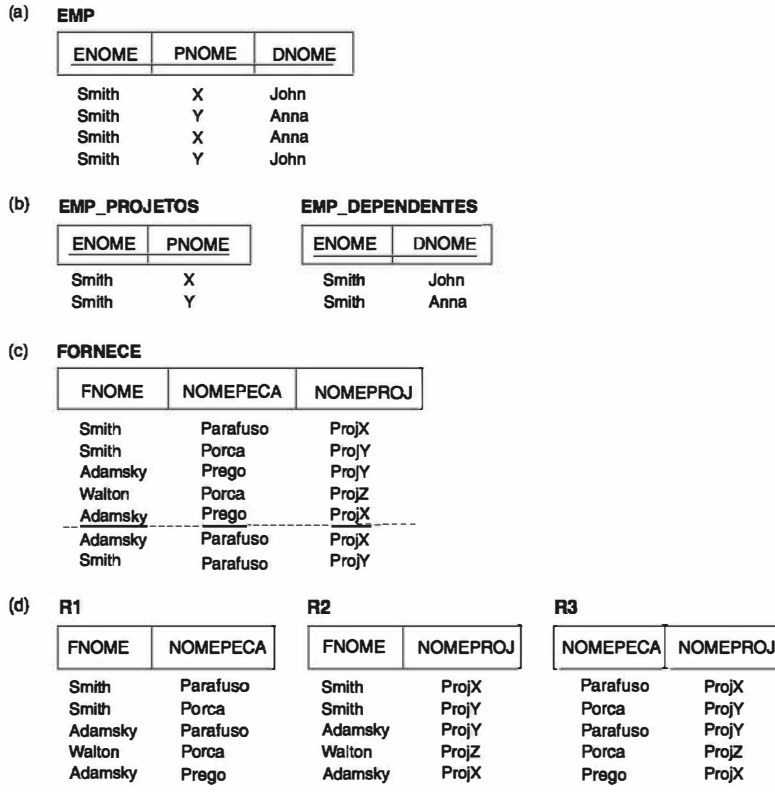


FIGURA 11.4 A quarta e a quinta formas normais. (a) A relação EMP com duas DMVs: ENOME $\twoheadrightarrow$ PNOME e ENOME $\twoheadrightarrow$ DNOME. (b) A decomposição da relação EMP em duas relações na 4FN EMP_PROJETOS e EMP_DEPENDENTES. (c) A relação FORNECE sem DMV está na 4FN, mas não na 5FN se ela possuir a DJ(R1, R2, R3). (d) A decomposição da relação FORNECE nas relações na 5FN R1, R2, R3.

A definição formal especifica que dado um valor de X em particular, o conjunto de valores de Y determinados por esse valor de X é completamente determinado apenas por X e *não depende* dos valores dos atributos Z remanescentes de R. Por isso, sempre que existirem duas tuplas que tenham valores de Y distintos, porém o mesmo valor para X, os valores de Y devem ser repetidos em tuplas separadas com *cada valor de* Z *distinto* que ocorra com o mesmo valor de X. Informalmente, isso corresponde a Y ser um atributo multivalorado das entidades representadas pelas tuplas de R.

Na Figura 11.4a, as DMVs ENOME $\twoheadrightarrow$ PNOME e ENOME $\twoheadrightarrow$ DNOME (ou ENOME $\twoheadrightarrow$ PNOME | DNOME) ocorrem na relação EMP. O empregado com ENOME 'Smith' trabalha nos projetos com PNOME 'X' e 'Y', e possui dois dependentes com DNOME 'John' e 'Anna'. Se armazenarmos apenas as duas primeiras tuplas em EMP (<'Smith', 'X', 'John'> e <'Smith', 'Y', 'Anna'>) de maneira incorreta, mostraríamos associações entre o projeto 'X' e 'John' e entre o projeto 'Y' e 'Anna'; tais associações não deveriam ser obtidas porque tal significado não é pretendido nessa relação. Por isso devemos armazenar também as outras duas tuplas (<'Smith', 'X', 'Anna'> e <'Smith', 'Y', 'John'>) para mostrar que {'X', 'Y'} e {'John', 'Anna'} são associados apenas com 'Smith', ou seja, não há associação entre PNOME e DNOME — o que significa que os dois atributos são independentes.

Uma DMV $X \twoheadrightarrow Y$ em R é chamada de DMV **trivial** se (a) Y é um subconjunto de X ou (b) $X \cup Y = R$. Por exemplo, a relação EMP_PROJETOS da Figura 11.4b tem a DMV trivial ENOME $\twoheadrightarrow$ PNOME. Uma DMV que não satisfaz (a) nem (b) é chamada DMV **não**

trivial. Uma DMV trivial ocorrerá em *qualquer* estado de relação r de R; ela é chamada de trivial porque não especifica nenhuma restrição importante ou significativa sobre R.

Se tivermos uma DMV não trivial em uma relação, poderíamos precisar repetir os valores de maneira redundante nas tuplas. Na relação EMP da Figura 11.4a, os valores 'X' e 'Y' de PNOME são repetidos para cada valor de DNOME (ou, por simetria, os valores 'John' e 'Anna' de DNOME são repetidos com cada valor de PNOME). Tal redundância é obviamente indesejável. Entretanto, o esquema EMP está na BCNF porque *nenhuma* dependência funcional ocorre em EMP. Portanto, precisaremos definir uma quarta forma normal que é mais forte que a BCNF e que não permitirá esquemas de relação como o de EMP. Primeiro discutiremos algumas das propriedades de DMVs e consideraremos como elas estão relacionadas às dependências funcionais. Observe que as relações que contêm DMVs não triviais tendem a ser **relações *all-key*** (tudo é chave) — ou seja, sua chave é formada por todos os seus atributos tomados em conjunto.

11.3.2 Regras de Inferência para Dependências Funcionais e Multivaloradas

Da mesma forma que as dependências funcionais (DFs), foram desenvolvidas regras de inferência para dependências multivaloradas (DMS). Entretanto, é melhor desenvolver um quadro unificado que inclua tanto as DFs quanto as DMVs, de forma que ambos os tipos de restrições possam ser considerados juntos. As seguintes regras de inferência desde a IR1 até a IR8 formam um conjunto sólido e completo para inferir dependências funcionais e multivaloradas a partir de um dado conjunto de dependências. Suponha que todos os atributos estejam incluídos em um esquema de relação 'universal' $R = \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$ e que X, Y, Z, e W são subconjuntos de R.

IR1 (regra reflexiva para DFs): Se $X \supseteq Y$, então $X \rightarrow Y$.
IR2 [regra do acréscimo (*augmentation*) para DFs]: $\{X \rightarrow Y\} \models XZ \rightarrow YZ$.
IR3 (regra transitiva para DFs): $\{X \rightarrow Y, Y \rightarrow Z\} \models X \rightarrow Z$.
IR4 (regra do complemento para DMVs): $\{X \twoheadrightarrow Y\} \models \{X \twoheadrightarrow (R - (X \cup Y))\}$.
IR5 [regra do acréscimo (*augmentation*) para DMVs]: Se $X \twoheadrightarrow Y$ e $W \supseteq Z$, então $WX \twoheadrightarrow YZ$.
IR6 (regra transitiva para DMVs): $\{X \twoheadrightarrow Y, Y \twoheadrightarrow Z\} \models X \twoheadrightarrow (Z - Y)$.
IR7 (regra da replicação de DF para DMV): $\{X \rightarrow Y\} \models X \twoheadrightarrow Y$.
IR8 (regra da coalescência para DFs e DMVs): Se $X \twoheadrightarrow Y$ e existir W com as propriedades (a) $W \cap Y$ é vazio, (b) $W \rightarrow Z$, e (c) $Y \supseteq Z$, então $X \rightarrow Z$.

De IR1 a IR3 são as regras de inferência de Armstrong para DFs sozinhas. De IR4 a IR6 são as regras pertinentes apenas às DMVs. A IR7 e a IR8 se referem às DFs e às DMVs. A IR7, em particular, diz que uma dependência funcional é um *caso especial* de uma dependência multivalorada, ou seja, toda DF é também uma DMV porque ela satisfaz a definição formal de uma DMV. Entretanto, essa equivalência é uma armadilha: uma DF $X \rightarrow Y$ é uma DMV $X \twoheadrightarrow Y$ com a *restrição adicional implícita* de que no máximo um valor de Y está associado a cada valor de X.[8] Dado um conjunto F de dependências funcionais e multivaloradas especificadas em $R = \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$, podemos usar de IR1 a IR8 para inferir o conjunto (completo) de todas as dependências (funcionais ou multivaloradas) F^+ que ocorrem em todo estado de relação r de R que satisfizer F. Novamente, chamaremos F^+ de **clausura** de F.

11.3.3 Quarta Forma Normal

Agora apresentaremos a definição da **quarta forma normal (4FN)**, que é violada quando uma relação possuir dependências multivaloradas indesejáveis, podendo, por isso, ser usada para identificar e decompor tais relações.

Definição. Um esquema de relação R está na **4FN** em relação a um conjunto F de dependências (que inclui dependências funcionais e dependências multivaloradas) se, para cada dependência multivalorada *não trivial* $X \twoheadrightarrow Y$ em F^+, X for uma superchave de R.

A relação EMP da Figura 11.4a não está na 4FN porque, nas DMVs não triviais ENOME $\twoheadrightarrow$ PNOME e ENOME $\twoheadrightarrow$ DNOME, ENOME não é uma superchave de EMP. Decompomos EMP em EMP_PROJETOS e EMP_DEPENDENTES, mostradas na Figura 11.4b. Ambas, EMP_PROJETOS e EMP_DEPENDENTES, estão na 4FN, porque as DMVs ENOME $\twoheadrightarrow$ PNOME em EMP_PROJETOS e ENOME $\twoheadrightarrow$ DNOME em EMP_DEPENDENTES são DMVs triviais. Nenhuma outra DMV não trivial ocorre em EMP_PROJETOS ou em EMP_DEPENDENTES. Tampouco nenhuma DF ocorre nesses esquemas de relação.

---

8 O conjunto de valores de Y, determinados por um valor de X, se restringe a ser um *conjunto singleton* (*monobloco*) com apenas um valor. Por isso, na prática, nunca vemos uma DF como uma DMV.

Para ilustrar a importância da 4FN, a Figura 11.5a mostra a relação EMP com um empregado a mais, 'Brown', que possui três dependentes ('Jim', 'Joan' e 'Bob') e trabalha em quatro projetos diferentes ('W', 'X', 'Y', e 'Z'). Há 16 tuplas em EMP na Figura 11.5a. Se fizermos a decomposição de EMP para EMP_PROJETOS e EMP_DEPENDENTES, conforme mostrado na Figura 11.5b, precisaremos armazenar um total de apenas onze tuplas em ambas as relações. A decomposição não apenas economizaria espaço de armazenamento, mas as anomalias de atualização associadas às dependências multivaloradas também seriam evitadas. Por exemplo, se Brown começar a trabalhar em um novo projeto *P*, deveremos incluir *três* tuplas em EMP — uma para cada dependente. Se esquecermos de incluir qualquer uma delas, a relação violaria a DMV e se tornaria inconsistente, uma vez que ela implicaria, de forma incorreta, um relacionamento entre projeto e dependente.

(a) **EMP**

ENOME	PNOME	DNOME
Smith	X	John
Smith	Y	Anna
Smith	X	Anna
Smith	Y	John
Brown	W	Jim
Brown	X	Jim
Brown	Y	Jim
Brown	Z	Jim
Brown	W	Joan
Brown	X	Joan
Brown	Y	Joan
Brown	Z	Joan
Brown	W	Bob
Brown	X	Bob
Brown	Y	Bob
Brown	Z	Bob

(b) **EMP_PROJETOS**

ENOME	PNOME
Smith	X
Smith	Y
Brown	W
Brown	X
Brown	Y
Brown	Z

EMP_DEPENDENTES

ENOME	DNOME
Smith	Anna
Smith	John
Brown	Jim
Brown	Joan
Brown	Bob

FIGURA 11.5 Decomposição de um estado de relação de EMP que não está na 4FN. (a) A relação EMP com tuplas adicionais. (b) Duas relações correspondentes, EMP_PROJETOS e EMP_DEPENDENTES, na 4FN.

Se a relação possuir DMVs não triviais, então as operações de inclusão, exclusão e atualização em tuplas únicas poderão causar a modificação de outras tuplas, além daquela em questão. Se a atualização for tratada incorretamente, o significado da relação pode mudar. Entretanto, após a normalização para a 4NF, estas anomalias de atualização desaparecem. Por exemplo, para adicionar a informação de que Brown será designado ao projeto P, seria necessário incluir apenas uma única tupla na relação, na 4NF, EMP_PROJETOS.

A relação EMP da Figura 11.4a não está na 4FN porque representa dois relacionamentos 1:N *independentes* — um entre empregados e os projetos nos quais eles trabalham e o outro entre empregados e seus dependentes. Às vezes, temos um relacionamento entre três entidades que depende de todas as três entidades participantes, tal como a relação FORNECE mostrada na Figura 11.4c. (Por enquanto, considere apenas as tuplas da Figura 11.4c *acima* da linha pontilhada.) Nesse caso, uma tupla representa um fornecedor que abastece, *para um projeto em particular*, uma peça, portanto, *não* há DMVs triviais. A relação FORNECE já está na 4FN e não deve ser decomposta.

11.3.4 Decomposição de Junção sem Perdas (Não Aditiva) em Relações na 4FN

Sempre que fizermos a decomposição de um esquema de relação R em $R_1 = (X \cup Y)$ e $R_2 = (R - Y)$ baseado em uma DMV $X \twoheadrightarrow Y$ que ocorre em R, a decomposição tem a propriedade de junção não aditiva. Pode ser demonstrado que essa é uma condição necessária e suficiente para a decomposição de um esquema em dois esquemas que possuem a propriedade de junção não aditiva, conforme se vê na Propriedade LJ1', que é uma generalização avançada da Propriedade LJ1, apresentada anteriormente. A propriedade LJ1 tratava apenas de DFs, enquanto a LJ1' trata de ambas, DFs e DMVs (lembre-se de que uma DF também é uma DMV).

PROPRIEDADE LJ1'

Os esquemas de relação R_1 e R_2 formam uma decomposição de junção não aditiva de R em relação a um conjunto F de dependências funcionais *e* multivaloradas se e somente se

$$(R_1 \cap R_2) \twoheadrightarrow (R_1 - R_2)$$

ou, por simetria, se e somente se

$(R_1 \cap R_2) \twoheadrightarrow (R_2 - R_1)$.

Podemos fazer uma pequena modificação no Algoritmo 11.3 para desenvolver o Algoritmo 11.5, que cria uma decomposição de junção não aditiva em esquemas de relação que estão na 4FN (em vez de na BCNF). Da mesma forma que no Algoritmo 11.3, o Algoritmo 11.5 *não* produz necessariamente uma decomposição que preserve as DFs.

Algoritmo 11.5: Decomposição Relacional para Relações na 4FN com a Propriedade de Junção Não Aditiva
Entrada: Uma relação universal R e um conjunto F de dependências funcionais e multivaloradas.

1. Inicializar $D := \{ R \}$;
2. Enquanto existir um esquema de relação Q em D que não esteja na 4FN, fazer
   {escolha um esquema de relação Q em D que não esteja na 4FN;
   encontre uma DMV não trivial $X \twoheadrightarrow Y$ em Q que viole a 4FN;
   substitua Q em D por dois esquemas de relação $(Q - Y)$ e $(X \cup Y)$;
   };

11.4 Dependências de Junção e a Quinta Forma Normal

Vimos que LJ1 e LJ1' dão condição para que um esquema de relação R seja decomposto em dois esquemas R_1 e R_2, e a decomposição terá a propriedade de junção não aditiva. Entretanto, em alguns casos pode não haver decomposição de junção não aditiva de R em *dois* esquemas de relação, mas pode haver uma decomposição de junção não aditiva (sem perdas) em *mais de dois* esquemas de relação. Além disso, pode não haver dependência funcional em R que viole qualquer forma normal até a BCNF, e pode não haver nenhuma outra DMV não trivial em R que viole a 4FN. Então recorremos a uma outra dependência, chamada *dependência de junção*, e se ela estiver presente, realizaremos uma *decomposição multivias* para a quinta forma normal (5FN). É importante observar que tal dependência é uma restrição semântica muito particular e muito difícil de ser detectada na prática, portanto, a normalização para a 5FN raramente é realizada na prática.

Definição. Uma **dependência de junção (DJ)**, denotada por DJ($R_1, R_2, \ldots, R_n$), especificada em um esquema de relação R, especifica uma restrição nos estados r de R. A restrição diz que todo estado legal r de R deveria ter uma decomposição de junção não aditiva para $R_1, R_2, \ldots, R_n$, ou seja, para todo r que tenhamos

$$*(\pi_{R_1}(r), \pi_{R_2}(r), \ldots, \pi_{R_n}(r)) = r$$

Observe que uma DMV é um caso especial de DJ na qual $n = 2$. Ou seja, uma DJ denotada por DJ(R_1, R_2) implica uma DMV $(R_1 \cap R_2) \twoheadrightarrow (R_1 - R_2)$ [ou, por simetria, $(R_1 \cap R_2) \twoheadrightarrow (R_2 - R_1)$]. Uma dependência de junção DJ($R_1, R_2, \ldots, R_n$), especificada sobre um esquema de relação R, é uma DJ **trivial** se um dos esquemas de relação R_i de DJ($R_1, R_2, \ldots, R_n$) for igual a R. Tal dependência é chamada de trivial porque possui a propriedade de junção não aditiva para qualquer estado de relação r de R, e por isso não especifica qualquer restrição em R. Agora podemos definir a quinta forma normal, que também é chamada de forma normal projeção-junção (*project-join*).

Definição. Um esquema de relação R está na **quinta forma normal (5FN)** [ou na **forma normal projeção-junção (PJNF — FNPJ)**] em relação a um conjunto F de dependências funcionais, multivaloradas e de junção se, para cada dependência de junção não trivial DJ($R_1, R_2, \ldots, R_n$) de F^+ (ou seja, implicada por F), todo R_i for uma superchave de R.

Como exemplo de uma DJ, considere novamente a relação *all-key* FORNECE da Figura 11.4c. Suponha que a seguinte restrição adicional sempre seja mantida: toda vez que um fornecedor f fornecer a peça p, e um projeto j usar a peça p, e o fornecedor f fornecer *pelo menos uma* peça ao projeto j, *então* o fornecedor f também estará fornecendo a peça p para o projeto j. Essa restrição pode ser reescrita de outras maneiras e especifica uma dependência de junção DJ(R1, R2, R3) entre as três projeções R1(FNOME, NOMEPECA), R2(FNOME, PNOME) e R3(NOMEPECA, PNOME) de FORNECE. Se essa restrição for assegurada, as tuplas abaixo da linha pontilhada na Figura 11.4c precisam existir em todo estado legal da relação FORNECE, que também deverá conter as tuplas acima da linha pontilhada. A Figura 11.4d mostra como a relação FORNECE *com a dependência de junção* é decomposta em três relações, R1, R2 e R3 que estão, cada uma, na 5FN. Observe que a aplicação de uma junção natural a *duas quaisquer* dessas relações *produz tuplas espúrias*, mas a aplicação de uma junção natural, em *todas as três juntas*, não produzirá tuplas espúrias. O leitor pode verificar isso no exemplo de relação da Figura 11.4c e nas projeções na Figura 11.4d. Isso ocorre porque apenas a DJ existe, mas

nenhuma DMV foi especificada. Observe, também, que a DJ(R1, R2, R3) está especificada para *todos* os estados válidos de relação, não apenas naquele mostrado na Figura 11.4c.

A descoberta de DJs em bancos de dados reais com centenas de atributos é praticamente impossível. Isso poderá ser feito apenas contando com um grande grau de intuição sobre os dados por parte do projetista. Por isso, a prática atual de projeto de banco de dados dá pouca atenção a elas.

11.5 Dependências de Inclusão

As dependências de inclusão foram definidas com o objetivo de formalizar dois tipos de restrições inter-relacionais:

- A restrição de chave estrangeira (ou integridade referencial) não pode ser especificada como uma dependência funcional ou multivalorada porque se refere a atributos em mais de uma relação.
- A restrição entre duas relações que representam o relacionamento classe/subclasse (Capítulo 4 e Seção 7.2) também não tem uma definição formal em termos de dependências funcional, multivalorada e de junção.

Definição. Uma **dependência de inclusão** $R.X < S.Y$ entre dois conjuntos de atributos — X do esquema de relação R e Y do esquema de relação S — especifica a restrição de que, a qualquer tempo, quando r for um estado de relação de R e s, um estado de relação de S, devemos ter

$$\pi_X(r(R)) \subseteq \pi_Y(s(S))$$

O relacionamento $\subseteq$ (subconjunto) não precisa ser necessariamente um subconjunto próprio. Obviamente, os conjuntos de atributos sobre os quais a dependência de inclusão é especificada — X de R e Y de S — devem ter o mesmo número de atributos. Além disso, o domínio para cada par de atributos correspondentes deve ser compatível. Por exemplo, se $X = \{A_1, A_2, \ldots, An\}$ e $Y = \{B_1, B_2, \ldots, Bn\}$, uma possível correspondência é ter $\text{dom}(A_i)$ *Compatível Com* $\text{dom}(B_i)$ para $1 \leq i \leq n$. Nesse caso, dizemos que A_i **corresponde a** B_i.

Por exemplo, podemos especificar as seguintes dependências de inclusão no esquema relacional da Figura 10.1:

DEPARTAMENTO. DGERSSN < EMPREGADO.SSN
TRABALHA_EM.SSN < EMPREGADO.SSN
EMPREGADO.DNUMERO < DEPARTAMENTO.DNUMERO
PROJETO.DNUM < DEPARTAMENTO.DNUMERO
TRABALHA_EM.PNUMERO < PROJETO.PNUMERO
DEPT_LOCALIZACOES.DNUMERO < DEPARTAMENTO.DNUMERO

Todas as dependências de inclusão precedentes representam **restrições de integridade referencial**. Também poderemos utilizar as dependências de inclusão para representar **relacionamentos classe/subclasse**. Por exemplo, no esquema relacional da Figura 7.5, poderemos especificar as seguintes dependências de inclusão:

EMPREGADO.SSN < PESSOA.SSN
EXALUNO.SSN < PESSOA.SSN
ALUNO.SSN < PESSOA.SSN

Da mesma forma que nos outros tipos de dependência, existem *regras de inferência da dependência de inclusão* (RIDIs). As seguintes são três exemplos:

RIDI1 (reflexiva): $R.X < R.X$.

RIDI2 (correspondência de atributo): Se $R.X < S.Y$, onde $X = \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$ e $Y = \{B_1, B_2, \ldots, B_n\}$ e A_i *corresponde a* B_i, então $R.A_i < S.B_i$ para $1 \leq i \leq n$.

RIDI3 (transitiva): Se $R.X < S.Y$ e $S.Y < T.Z$, então $R.X < T.Z$.

Demonstrou-se que as regras de inferência anteriores são sólidas e completas para as dependências de inclusão. Até o momento, nenhuma forma normal foi desenvolvida baseada nas dependências de inclusão.

11.6 Outras Dependências e Formas Normais

11.6.1 Dependências *Template* (*de molde*)

As dependências *template* (de molde) proporcionam uma técnica para a representação de restrições em relações que, normalmente, não possuem definições fáceis e formais. Não importa quantos tipos de dependências desenvolvamos, alguma restrição peculiar, que não possa ser representada por nenhuma delas, pode aparecer, baseada na semântica dos atributos dentro das relações. A idéia por trás das dependências *template* é especificar um *template* — ou exemplo — que defina cada restrição ou dependência.

Há dois tipos de *templates*: os geradores de tuplas e os geradores de restrições. Um *template* consiste em um número de **tuplas hipotéticas**, cujo significado é mostrar um exemplo das tuplas que podem aparecer em uma ou mais relações. A outra parte do *template* é a **conclusão do *template***. Para os *templates* geradores de tuplas, a conclusão é um *conjunto de tuplas* que também deverá existir nas relações, caso existam as tuplas hipotéticas. Para os *templates* geradores de restrições, a conclusão do *template* é uma *condição* que deverá ser garantida para as tuplas hipotéticas.

A Figura 11.6 mostra como podemos definir dependências funcional, multivalorada e de inclusão por meio de *templates*. A Figura 11.7 mostra como podemos especificar a restrição de que 'o salário de um empregado não pode ser maior que o salário de seu (sua) supervisor(a) direto(a)' no esquema de relação EMPREGADO da Figura 5.5.

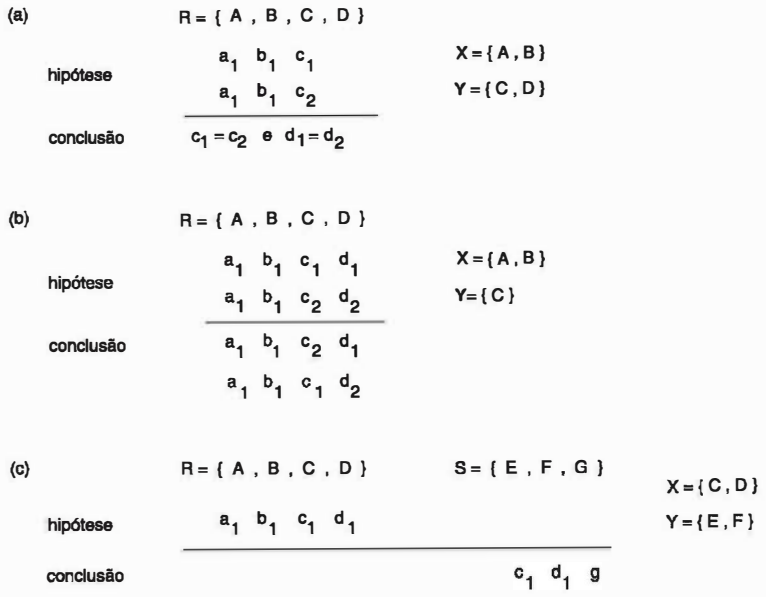


FIGURA 11.6 *Templates* para alguns tipos comuns de dependências. (a) *Template* para dependência $X \rightarrow Y$. (b) *Template* para a dependência multivalorada $X \twoheadrightarrow Y$. (c) *Template* para a dependência de inclusão $R.X < S.Y$.

11.6.2 Forma Normal Domínio-Chave (*Domain-Key*)

Não há nenhuma regra rígida e rápida sobre definições de formas normais até a 5FN. Historicamente, os processos de normalização e de descoberta de dependências indesejáveis foram levados até a 5FN, porém, tem sido possível definir formas normais mais minuciosas que levam em conta tipos adicionais de dependências e restrições. A idéia por trás da **forma normal domínio-chave (*domain-key*)** (DKNF - FNDC) é especificar (pelo menos teoricamente) a 'forma normal definitiva' que leve em conta todos os tipos possíveis de dependências e restrições. Um esquema de relação é dito estar na DKNF se todas as restrições e dependências que devam ser garantidas nos estados de relação válidos puderem ser implantadas simplesmente pela implementação de restrições de domínio e restrições de chave na relação. Para uma relação na DKNF, torna-se muito direto assegu-

rar todas as restrições do banco de dados, simplesmente verificando se cada valor de atributo em uma tupla pertence ao domínio adequado e se toda restrição de chave está garantida.

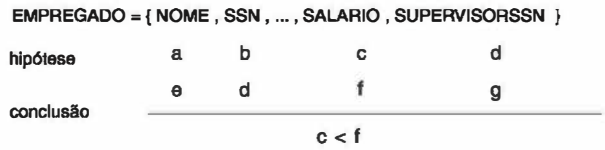


FIGURA 11.7 *Templates* para a restrição de que o salário de um empregado deve ser menor que o salário de seu supervisor.

Entretanto, por causa da dificuldade de incluir restrições complexas em uma relação na DKNF, sua utilidade prática é limitada, uma vez que pode ser bastante difícil especificar restrições genéricas de integridade. Por exemplo, considere uma relação CARRO (FABRICANTE, NUM_ID_VEIC) (onde NUM_ID_VEIC é o número de identificação do veículo) e uma outra relação FABRICACAO (NUM_ID_VEIC, PAIS) (onde PAIS é o país de fabricação). Uma restrição genérica pode ser feita da seguinte forma: "Se o FABRICANTE for a Toyota ou a Lexus, então o primeiro caractere de NUM_ID_VEIC será um 'J', se o país de fabricação for o Japão; se o FABRICANTE for a Honda ou a Acura, o segundo caractere de NUM_ID_VEIC será um 'J', se o país de fabricação for o Japão". Não existe nenhuma maneira simplificada de representar tais restrições em procedimentos concisos (ou em asserções genéricas) para testá-las.

11.7 RESUMO

Neste capítulo apresentamos diversos algoritmos de normalização. Os *algoritmos de síntese relacional* criam relações na 3FN a partir de um esquema de relação universal com base em um dado conjunto de dependências funcionais que tenha sido especificado pelo projetista do banco de dados. Os algoritmos de decomposição relacional criam relações na BCNF (ou na 4FN) por meio de decomposições não aditivas sucessivas de relações não normalizadas em dois componentes de relações por vez. Primeiro discutimos duas propriedades importantes das decomposições: a propriedade de junção sem perdas (não aditiva) e a propriedade preservadora de dependências. Foram descritos um algoritmo para testar a decomposição sem perdas e um teste mais simples para verificar a propriedade sem perdas das decomposições binárias. Vimos que é possível sintetizar esquemas de relação na 3FN que atendam a ambas as propriedades acima, entretanto, no caso da BCNF, é possível visar somente a não aditividade de junções — a preservação de dependências *não pode* ser necessariamente garantida. Se o objetivo for uma dessas duas, a condição de junção não aditiva é uma necessidade absoluta.

Depois definimos tipos adicionais de dependências e algumas formas normais adicionais. As dependências multivaloradas, que surgem a partir da combinação inadequada de dois ou mais atributos multivalorados independentes na mesma relação, são utilizadas para definir a quarta forma normal (4FN). As dependências de junção, que indicam uma decomposição multivias sem perdas de uma relação, levam à definição da quinta forma normal (5FN), que também é conhecida como forma normal projeção-junção (PJNF — FNPJ). Também discutimos as dependências de inclusão, que são utilizadas para especificar as restrições de integridade referencial e de classe/subclasse, bem como as dependências *template* (de molde), que podem ser utilizadas para especificar tipos arbitrários de restrições. Concluímos com uma breve discussão sobre a forma normal domínio-chave (*domain-key*) (DKNF — FNDC).

Questões para Revisão

11.1. Qual o significado da condição de preservação de atributo em uma decomposição?
11.2. Por que as formas normais sozinhas não são suficientes como condição para um bom esquema de projeto?
11.3. O que é a propriedade de preservação da dependência para uma decomposição? Por que ela é importante?
11.4. Por que não podemos garantir que esquemas de relação na BCNF serão produzidos por decomposições preservadoras de dependências, a partir de esquemas de relações que não estejam na BCNF? Dê um contra-exemplo para ilustrar esse raciocínio.
11.5. O que é a propriedade de junção sem perdas (ou não aditiva) de uma decomposição? Por que ela é importante?
11.6. Entre as propriedades de preservação de dependência e a sem perdas, qual deve ser definitivamente satisfeita? Por quê?
11.7. Discuta os problemas do valor *null* e das tuplas *dangling* (pendentes).
11.8. Que é uma dependência multivalorada? Qual tipo de restrição ela especifica? Quando ela aparece?

11.9. Ilustre como o processo de criação de relações na primeira forma normal pode levar a dependências multivaloradas. Como deveria ser feita a primeira normalização de forma que as DMVs sejam evitadas?
11.10. Defina a quarta forma normal. Quando ela é violada? Por que ela é útil?
11.11. Defina as dependências de junção e a quinta forma normal. Por que a 5FN também é chamada de forma normal projeção-junção (*project-join*) (PJNF — FNPJ)?
11.12. Que tipos de restrições as dependências de inclusão visam representar?
11.13. Como as dependências *template* (de molde) diferem dos outros tipos de dependência que discutimos?
11.14. Por que a forma normal domínio-chave (*domain-key*) (DKNF — FNDC) é conhecida como forma normal definitiva?

Exercícios

11.15. Mostre que os esquemas de relação produzidos pelo Algoritmo 11.2 estão na 3FN.
11.16. Mostre que, se a matriz S resultante do Algoritmo 11.1 não tiver uma linha que seja toda preenchida com símbolos 'a', a projeção de S a partir de sua decomposição, e posterior junção, sempre irá produzir pelo menos uma tupla espúria.
11.17. Mostre que os esquemas de relação produzidos pelo Algoritmo 11.3 estão na BCNF.
11.18. Mostre que os esquemas de relação produzidos pelo Algoritmo 11.4 estão na 3FN.
11.19. Especifique uma dependência *template* para dependências de junção.
11.20. Especifique todas as dependências de inclusão para o esquema relacional da Figura 5.5.
11.21. Prove que uma dependência funcional satisfaz a definição formal de dependência multivalorada.
11.22. Considere o exemplo de normalização da relação LOTES da Seção 10.4. Determine se a decomposição de LOTES em {LOTES1AX, LOTES1AY, LOTES1B, LOTES2} tem a propriedade de junção sem perdas, por meio da aplicação do Algoritmo 11.1 e também pelo uso do teste abaixo da Propriedade LJ1.
11.23. Mostre como as DMVs ENOME $\twoheadrightarrow$ PNOME e ENOME $\twoheadrightarrow$ DNOME da Figura 11.4a poderão aparecer durante a normalização para a 1FN de uma relação, na qual os atributos PNOME e DNOME sejam multivalorados.
11.24. Aplique o Algoritmo 11.4a à relação do Exercício 10.26 para determinar uma chave para R. Crie um conjunto mínimo de dependências G que seja equivalente a F e aplique o algoritmo de síntese (Algoritmo 11.4) para decompor R em relações na 3FN.
11.25. Repita o Exercício 11.24 para as dependências funcionais do Exercício 10.27.
11.26. Aplique o algoritmo da decomposição (Algoritmo 11.3) à relação R e ao conjunto de dependências F do Exercício 10.26. Repita para as dependências G do Exercício 10.27.
11.27. Aplique o Algoritmo 11.4a às relações dos exercícios 10.29 e 10.30 para determinar uma chave de R. Aplique o algoritmo de síntese (Algoritmo 11.4) para decompor R em relações na 3FN e o algoritmo da decomposição (Algoritmo 11.3) para decompor R em relações na BCNF.
11.28. Escreva programas que implementem os algoritmos 11.3 e 11.4.
11.29. Considere as seguintes decomposições para o esquema de relação R do Exercício 10.26. Determine se cada decomposição tem (i) a propriedade da preservação de dependência, e (ii) a propriedade de junção sem perdas, em relação à F. Também determine qual a forma normal que está em cada relação na decomposição.
   a. $D_1 = \{R_1, R_2, R_3, R_4, R_5\}$; $R_1 = \{A, B, C\}$, $R_2 = \{A, D, E\}$, $R_3 = \{B, F\}$, $R_4 = \{F, G, H\}$, $R_5 = \{D, I, J\}$
   b. $D_2 = \{R_1, R_2, R_3\}$; $R_1 = \{A, B, C, D, E\}$, $R_2 = \{B, F, G, H\}$, $R_3 = \{D, I, J\}$
   c. $D_3 = \{R_1, R_2, R_3, R_4, R_5\}$; $R_1 = \{A, B, C, D\}$, $R_2 = \{D, E\}$, $R_3 = \{B, F\}$, $R_4 = \{F, G, H\}$, $R_5 = \{D, I, J\}$
11.30. Considere a relação REFRIG(NUM_MODELO, ANO, PRECO, FABRICA, COR), que está abreviada como REFRIG(NM, A, P, F, C), e o seguinte conjunto F de dependências funcionais: $F = \{NM \rightarrow F,\ \{NM, A\} \rightarrow P,\ F \rightarrow C\}$
   a. Avalie cada um dos seguintes itens como uma chave candidata para REFRIG, explicando as razões por que eles podem ou não ser uma chave: {NM}, {NM, A}, {NM, C}.
   b. Com base na determinação da chave acima, comente se a relação REFRIG está na 3FN e na BCNF, explicando as razões.
   c. Considere a decomposição de REFRIG em D = {R1(NM, A, P), R2(NM, F, C)}. Essa decomposição é sem perdas? Mostre por quê. (Você pode consultar o teste da Propriedade LJ1 da Seção 11.1.4.)

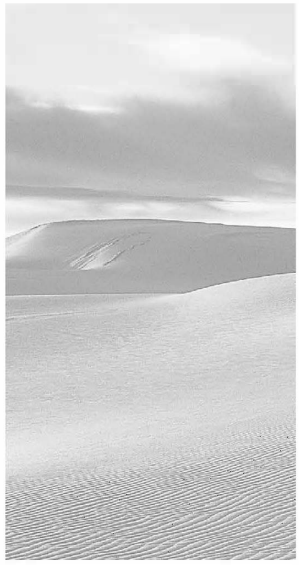
Bibliografia Selecionada

Os livros de Maier (1983) e Atzeni e De Antonellis (1992) incluem uma discussão exaustiva da teoria da dependência relacional. O algoritmo da decomposição (Algoritmo 11.3) se deve a Bernstein (1976). O Algoritmo 11.4 é baseado no algoritmo de

normalização apresentado em Biskup *et al.* (1979). Tsou e Fischer (1982) fornecem um algoritmo polinomial (*polynomial-time*) para a decomposição BCNF.

A teoria da preservação de dependências e as junções sem perdas são dadas em Ullman (1988), na qual aparecem as provas para alguns dos algoritmos discutidos aqui. A propriedade de junção sem perdas é analisada em Aho *et al.* (1979). Os algoritmos para determinar as chaves de uma relação a partir das dependências funcionais são dados em Osborn (1976); o teste para a BCNF é discutido em Osborn (1979). O teste para a 3FN é discutido em Tsou e Fischer (1982). Os algoritmos para o projeto de relações na BCNF são dados em Wang (1990) e Hernandez e Chan (1991).

As dependências multivaloradas e a quarta forma normal são definidas em Zaniolo (1976) e Nicolas (1978). Muitas das formas normais avançadas se devem a Fagin: a quarta forma normal em Fagin (1977), PJNF em Fagin (1979), e DKNF em Fagin (1981). O conjunto de regras sólido e completo para as dependências funcionais e multivaloradas foi dado em Beeri *et al.* (1977). As dependências de junção são discutidas em Rissanen (1977) e Aho *et al.* (1979). As regras de inferência para as dependências de junção são dadas em Sciore (1982). As dependências de inclusão são discutidas em Casanova *et al.* (1981) e analisadas mais profundamente em Cosmadakis *et al.* (1990). Sua utilização na otimização de esquemas relacionais é discutida em Casanova *et al.* (1989). Dependências *template* (de molde) são discutidas em Sadri e Ullman (1982). Outras dependências são discutidas em Nicolas (1978), Furtado (1978) e Mendelzon e Maier (1979). Abiteboul *et al.* (1995) fornecem um tratamento teórico para muitas das idéias apresentadas neste capítulo e no Capítulo 10.



12

Metodologia para Projeto Prático de Banco de Dados e Uso de Diagramas UML

Neste capítulo transitaremos da teoria à prática em projetos de bancos de dados. Descrevemos, em vários capítulos, o que é pertinente ao projeto de bancos de dados para aplicações práticas no mundo real. Nesse sentido incluem-se os capítulos 3 e 4 para modelagem conceitual de banco de dados; os capítulos 5 a 9 para o modelo relacional, linguagem SQL, álgebra e cálculo relacional, mapeamento de esquemas de alto- nível conceitual ER ou EER em um esquema relacional, e programação em sistemas relacionais (SGBDRs); e os capítulos 10 e 11 para teoria de dependência de dados e algoritmos para normalização relacional.

O projeto de um banco de dados global deve possuir um processo sistemático chamado **metodologia de projeto**, caso o banco de dados projetado seja administrado por um SGBDR, ou por um sistema gerenciador orientado a objetos (SGBDO), ou por um sistema gerenciador de banco de dados objeto-relacional (SGBDOR). Várias metodologias de projeto estão implícitas nas ferramentas de projeto dos bancos de dados hoje fornecidos comercialmente. Ferramentas populares incluem Designer 2000 da Oracle; ERWin, BPWin e Paradigma Plus da Platinum Technology; Sybase Enterprise Application Studio; ER Studio de Embarcadero Technologies; System Architect da Popkin Software, entre muitos outros. Nosso objetivo, neste capítulo, não é discutir nenhuma metodologia específica, mas o projeto de banco de dados em um contexto mais amplo, como é tratado em grandes organizações, para projeto e implementação de aplicações que suprem centenas ou milhares de usuários.

Geralmente, o projeto de pequenos bancos de dados, com até cerca de 20 usuários, não é complicado. Mas para bancos de dados de médio ou grande porte, que servem a várias aplicações, cada uma com dezenas ou centenas de usuários, é necessária uma abordagem mais sistemática para a atividade de projeto do banco de dados global. O volume de dados do banco de dados não reflete a complexidade do projeto; seu esquema é que é mais importante. Qualquer banco de dados com um esquema que inclua mais de 30 ou 40 tipos entidade, e um número semelhante de tipos relacionamento, exige uma cuidadosa metodologia de projeto.

Usando o termo **grandes bancos de dados** (large database) para bancos de dados com várias dezenas de gigabytes de dados e um esquema com mais de 30 ou 40 tipos entidade diferentes, cobrimos uma ampla gama de bancos de dados de órgãos governamentais, indústrias e instituições financeiras e comerciais. Empresas do setor de serviços, inclusive bancos, hotéis, companhias aéreas, seguradoras e empresas de comunicações usam bancos de dados em suas operações 24 horas por dia, 7 dias por semana — conhecidas como operações *24 por 7*. As aplicações para esses bancos de dados são chamadas *sistemas de processamento de transações*, em vista do grande volume de transações e das taxas de processamento que são exigidas. Neste capítulo nos concentraremos no projeto para bancos de dados de médio — e grande — porte, no qual prevalece o processamento de transações.

Este capítulo possui vários objetivos. A Seção 12.1 discutirá o ciclo de vida dos sistemas de informação dentro das organizações, com ênfase particular nos sistemas de banco de dados. A Seção 12.2 destacará as fases de uma metodologia de projeto de banco de dados no contexto organizacional. A Seção 12.3 introduzirá os diagramas UML e dará detalhes sobre as notações de alguns deles, que são particularmente úteis no levantamento de requisitos, e executará o projeto conceitual e ló-

gico do banco de dados. Será apresentado um exemplo ilustrativo do projeto parcial de um banco de dados universitário. A Seção 12.4 introduzirá uma ferramenta popular de desenvolvimento de software, chamada Rational Rose, que tem os diagramas de UML como sua técnica de especificação principal. Características do Rational Rose, específicas para os requisitos de modelagem e de projeto de banco de dados, serão realçadas. A Seção 12.5 discutirá brevemente as ferramentas de projeto automatizado de banco de dados.

12.1 O Papel dos Sistemas de Informação nas Organizações

12.1.1 O Contexto Organizacional para Sistemas que Usam Banco de Dados

Os sistemas de banco de dados tornaram-se parte dos sistemas de informação de muitas organizações. Nos anos 60, os sistemas de informação eram dominados por sistemas de arquivo, mas, desde o princípio da década de 70, as organizações gradualmente foram aderindo aos sistemas de banco de dados. Para acomodar tais sistemas, muitas organizações criaram a função de administrador de banco de dados (DBA), ou mesmo departamentos de administração de banco de dados, para acompanhar e controlar as atividades ligadas ao ciclo de vida dos bancos de dados. A tecnologia da informação (TI) e a administração de recursos de informação (ARI) foram reconhecidas como sendo a chave para a administração bem-sucedida das grandes organizações. Vejamos algumas razões:

- Os dados são considerados um recurso da corporação, e sua administração e seu controle são vitais para o funcionamento efetivo da organização.
- Cada vez mais as funções nas organizações são automatizadas, aumentando a necessidade de manter grandes volumes de dados disponíveis atualizados instantaneamente.
- Como a complexidade dos dados e das aplicações cresce continuamente, relacionamentos complexos entre os dados precisam ser modelados e mantidos.
- Em muitas organizações há uma tendência à consolidação de recursos de informação.
- Muitas organizações estão reduzindo seus custos com pessoal, delegando ao usuário final a execução de transações empresariais. Isso se evidencia nos serviços de viagem, financeiros, vendas de bens de consumo on-line e comércio eletrônico cliente/empresa, como a Amazon.com ou a Ebay. Nesses exemplos, um banco de dados operacional, de acesso e atualização pública, deve ser projetado e estar disponível para essas transações.

Os sistemas de banco de dados satisfazem esses requisitos plenamente. Duas características adicionais desses sistemas são também muito valiosas nesses ambientes:

- *Independência de dados*, que protege os programas das mudanças subjacentes à organização lógica, nos caminhos de acesso físico e nas estruturas de armazenamento.
- *Esquemas externos* (visões), que permitem que um mesmo conjunto de dados seja usado em diversas aplicações, cada uma com sua própria visão dos dados.

Novas funcionalidades disponibilizadas pelos sistemas de banco de dados e as características-chave que eles oferecem os fazem componentes integrantes dos sistemas de informação baseados em computador:

- Integração dos dados, em várias aplicações, por meio de um único banco de dados.
- Simplicidade no desenvolvimento de novas aplicações que usam linguagens de alto-nível, como SQL.
- Possibilidade de acessos eventuais por *browsing* (navegação) e de consultas para gerentes e apoio à maior parte do processamento de transações em nível de produção.

Do início dos anos 70 até meados da década de 80, a tendência era a criação de grandes repositórios centralizados de dados, administrados por um único SGBD centralizado. Durante os últimos 10 a 15 anos, essa tendência foi invertida por conta do desenvolvimento de:

1. Computadores pessoais e sistemas de banco de dados — produtos de software como EXCEL, FOXPRO, ACCESS (todos da Microsoft) ou SQL Anywhere (da Sybase), e produtos de domínio público como MYSQL — estão sendo utilizados largamente por usuários que, anteriormente, pertenciam à categoria de usuários casuais e ocasionais. Muitos administradores, secretárias, engenheiros, cientistas, arquitetos etc. pertencem a esta categoria. Como resultado, a prática de criar **bancos de dados pessoais** está ganhando popularidade. É possível, atualmente, copiar parte de um

grande banco de dados, de um computador *mainframe* ou de um servidor de banco de dados, e trabalhar com ele em uma estação de trabalho pessoal, para depois recolocá-lo novamente no *mainframe*. De maneira análoga, os usuários podem projetar e criar seus próprios bancos de dados para depois fundi-los em um banco maior.

2. O advento da distribuição e dos SGBDs cliente-servidor (Capítulo 25) cria a opção de distribuir o banco de dados a diversos sistemas de computador, para maior controle local e um processamento local mais rápido. Ao mesmo tempo, usuários locais podem acessar dados remotos usando as facilidades fornecidas pelo SGBD, como um cliente ou por meio da Web. Ferramentas de desenvolvimento de aplicação, como PowerBuilder ou Developer 2000 (da Oracle), estão sendo usadas largamente, como facilidade embutida, para ligar aplicações suportadas por diferentes servidores de banco de dados.
3. Muitas organizações usam **sistemas de dicionário de dados** ou **repositórios de informação**, mini SGBDs que administram **metadados** — isto é, dados que descrevem a estrutura dos dados, suas restrições, suas aplicações, suas autorizações, e assim por diante. Eles são usados freqüentemente como ferramenta integrante para administração dos recursos de informação. Um sistema de dicionário de dados útil deve armazenar e administrar os seguintes tipos de informação:
   a. Descrição dos esquemas do sistema de banco de dados.
   b. Informação detalhada do projeto de banco de dados físico, como estruturas de armazenamento, caminhos de acesso e tamanhos de arquivo e registro.
   c. Descrições dos usuários do banco de dados, suas responsabilidades e autoridade de acesso.
   d. Descrições em alto nível das transações do banco de dados, das aplicações e dos relacionamentos entre usuários e transações.
   e. Relacionamento entre as transações do banco de dados e os itens de dados referenciados por elas. É útil para determinar quais transações são afetadas quando definições de dados forem alteradas.
   f. Estatísticas de uso, como freqüências de consultas e transações, bem como volume de acesso a uma dada porção de dados.

Esses metadados estão disponíveis aos DBAs, aos projetistas e aos usuários autorizados, como os sistemas on-line de documentação. Isso melhora o controle dos DBAs sobre os sistemas de informação e a compreensão dos usuários no uso do sistema. O advento da tecnologia de *data warehousing* evidenciou a importância dos metadados.

O desempenho torna-se fundamental quando se projetam **sistemas de processamento de transações** de alto desempenho, que exigem operação ininterrupta. Esses bancos de dados são acessados freqüentemente por centenas de transações por minuto, de terminais locais e remotos. O desempenho das transações, em termos do número médio de transações por minuto e do tempo de resposta médio e máximo, torna-se fundamental. É imperativo, então, um projeto cuidadoso de banco de dados físico, que conheça as necessidades do processamento de transações da organização em tais sistemas.

Algumas organizações têm delegado a administração de seus recursos de informação a um determinado SGBD e a produtos de dicionário de dados. O investimento em projetos e implementações de sistemas grandes e complexos torna difícil a troca desses produtos por SGBDs mais novos, de modo que a organização acaba atrelada a seu SGBD atual. Em relação a bancos de dados grandes e complexos, não podemos deixar de enfatizar a importância de um projeto cuidadoso, que considere as possíveis necessidades de alterações no sistema — chamado sintonização (*tuning*) — para responder às mudanças necessárias de requisitos. Discutiremos sintonia com otimização de consultas no Capítulo 16. O custo pode ser muito alto se um sistema grande e complexo não puder evoluir e tornar-se necessária a migração para outros SGBDs.

12.1.2 O Ciclo de Vida dos Sistemas de Informação

Em uma grande organização, geralmente o sistema de banco de dados faz parte do **sistema de informação**, que inclui todos os recursos que são envolvidos no conjunto, bem como administração, uso e disseminação dos recursos de informação. Em um ambiente computadorizado, esses recursos incluem os próprios dados, o software do SGBD, o hardware do sistema e da mídia de armazenamento, o pessoal que usa e administra os dados (DBA, usuários finais, usuários parametrizáveis, e assim por diante), o software de aplicações que acessa e atualiza os dados, além dos programadores de aplicação, que desenvolvem essas aplicações. Assim, o sistema de banco de dados faz parte de um sistema de informação organizacional muito maior.

Nesta seção examinaremos o ciclo de vida típico de um sistema de informação e como o sistema de banco de dados se ajusta a ele. O ciclo de vida do sistema de informação é chamado freqüentemente de **ciclo de vida macro**, enquanto o ciclo de vida do banco de dados é chamado **ciclo de vida micro**. A distinção entre eles está se tornando confusa nos sistemas de infor-

mação, nos quais os bancos de dados são os principais componentes integrantes. O ciclo de vida macro normalmente inclui as seguintes fases:

1. *Análise de viabilidade*: Esta fase está relacionada à análise das áreas potenciais de aplicação, uma vez que ela identifica a economia relativa ao ganho e a disseminação da informação, executando estudos preliminares de custo-benefício, determinando a complexidade de dados e processos e estabelecendo prioridades entre as aplicações.
2. *Levantamento e análise de requisitos*: São coletados requisitos detalhados, por meio da interação com usuários potenciais e grupos de usuários, para identificação de seus problemas e de suas necessidades. São identificadas as dependências de interaplicações, a comunicação e os procedimentos para relatórios.
3. *Projeto*: Esta fase tem dois aspectos — o projeto do sistema de banco de dados e o projeto dos sistemas de aplicação (programas)—, que usam e processam o banco de dados.
4. *Implementação*: O sistema de informação é implementado, o banco de dados está carregado e as transações de banco de dados são implantadas e testadas.
5. *Validação e teste de aceitação*: A aceitabilidade do sistema é comparada aos requisitos dos usuários, e os critérios de desempenho são validados. O sistema é testado contra critérios de desempenho e especificações de comportamento.
6. *Implantação, operação e manutenção*: Esta fase pode ser precedida pela adaptação dos usuários de um sistema mais antigo ou pelo treinamento dos usuários. A fase operacional começa quando todas as funções do sistema estiverem operacionalizadas e validadas. Como sempre, surgem novas aplicações ou requisitos, que passarão por todas as fases anteriores até que sejam validados e incorporados ao sistema. A monitoração do desempenho do sistema e sua manutenção são atividades importantes durante a fase operacional.

12.1.3 Ciclo de Vida de Sistemas de Aplicações de Banco de Dados

Atividades relacionadas ao ciclo de vida de sistemas (micro) de aplicações de banco de dados incluem:

1. *Definição de sistemas*: Aqui são definidos o escopo do sistema de banco de dados, seus usuários e suas aplicações. São identificadas as interfaces para as várias categorias de usuários, as restrições para tempos de resposta e as necessidades de armazenamento e processamento.
2. *Projeto de banco de dados*: Ao término desta fase, o projeto lógico e físico completo do sistema de banco de dados, no SGBD escolhido, estará pronto.
3. *Implementação do banco de dados*: Inclui a especificação das definições conceitual, externa e interna do banco de dados, criando o banco de dados com arquivos vazios e implementando as aplicações de software.
4. *Carregamento ou conversão do banco de dados*: O banco de dados é carregado por meio da inserção direta dos dados ou pela conversão, para o formato do sistema, de arquivos existentes.
5. *Conversão das aplicações de software*: Qualquer software aplicativo do sistema anterior é convertido para o novo sistema.
6. *Teste e validação*: O sistema novo é testado e validado.
7. *Operação*: O sistema de banco de dados e suas aplicações são colocados em operação. Normalmente, o novo sistema e o antigo operam paralelamente durante algum tempo.
8. *Monitoramento e manutenção*: Durante a fase operacional, o sistema é constantemente mantido e monitorado. Pode haver crescimento e expansão de conteúdo de dados e aplicações de software. De vez em quando, podem ser necessárias modificações maiores e reorganizações.

As atividades 2, 3 e 4, juntas, fazem parte das fases de projeto e implementação da maioria dos ciclos de vida dos sistemas de informação. Nossa ênfase, na Seção 12.2, é dada às atividades 2 e 3, que cobrem as fases de projeto e de implementação do banco de dados. A maioria dos bancos de dados das organizações passa pelas atividades do ciclo de vida precedente. As atividades de conversão (4 e 5) não são aplicáveis a banco de dados e a aplicações novas. Quando uma organização passa de um sistema estabelecido para um novo, as atividades 4 e 5 normalmente são mais demoradas, e o esforço para realizá-las é freqüentemente subestimado. Em geral, há freqüentes avaliações entre os diversos passos, pois surgem novos requisitos em todas as fases. A Figura 12.1 mostra a reavaliação, que afeta as fases de projetos conceituais e lógicas, como resultado da implementação e sintonização do sistema.

12.2 O Processo de Projeto e Implementação de Banco de Dados

Focalizaremos agora as atividades 2 e 3 do ciclo de vida dos sistemas de aplicação de banco de dados, que são o projeto e a implementação. O problema do projeto de banco de dados pode ser expresso conforme segue:

PROJETO LÓGICO E FÍSICO DA ESTRUTURA DE UM OU MAIS BANCOS DE DADOS PARA ACOMODAR AS NECESSIDADES DE INFORMAÇÃO DOS USUÁRIOS EM UMA ORGANIZAÇÃO PARA UM CONJUNTO DEFINIDO DE APLICAÇÕES.

São várias as metas do projeto de banco de dados:

- Satisfazer os requisitos de informações especificadas por usuários e aplicações.
- Proporcionar uma estruturação natural e fácil para entender a informação.
- Dar suporte a quaisquer requisitos de processo e objetivos de desempenho, como tempo de resposta, tempo de processamento e espaço de armazenamento.

Essas metas são muito difíceis de executar e medir, pois envolvem um intercâmbio intrínseco: se o que se busca é mais 'naturalidade' e 'entendimento' do modelo, pode-se penalizar o desempenho. O problema é agravado porque o processo de projeto do banco de dados começa, freqüentemente, com requisitos informais e mal definidos. Em contraste, o resultado da atividade do projeto é um esquema de banco de dados definido de forma rígida, que, uma vez implementado o banco de dados, não pode ser modificado facilmente. Podemos identificar seis fases principais do projeto global do banco de dados e do processo de implementação:

1. Levantamento e análise de requisitos.
2. Projeto conceitual do banco de dados.
3. Escolha de um SGBD.
4. Mapeamento do modelo de dados (também chamado projeto lógico de banco de dados).
5. Projeto físico do banco de dados.
6. Implementação e sintonização (*tuning*) do sistema de banco de dados.

O processo de projeto consiste em duas atividades paralelas, como ilustrado na Figura 12.1. A primeira atividade envolve o projeto do **conteúdo e da estrutura dos dados** do banco de dados; a segunda relaciona o **projeto de aplicações** ao banco de dados. Para simplificar a figura, evitamos a exibição da maioria das interações entre esses dois lados, mas as duas atividades são entrelaçadas. Por exemplo, analisando as aplicações, podemos identificar os tipos de dados que serão armazenados no banco de dados. Além disso, é durante a fase do projeto físico do banco de dados que escolhemos a estrutura de armazenamento e o caminho de acesso aos arquivos, dependendo das aplicações que usarão esses arquivos. Porém, normalmente especificamos o projeto das aplicações do banco de dados recorrendo ao esquema construído para ele, definido durante a primeira atividade. Claramente, essas duas atividades têm forte influência uma sobre a outra. Tradicionalmente, as metodologias de projeto de banco de dados enfatizam a primeira dessas atividades, considerando que o projeto de software focalizaria a segunda; este pode ser chamado **projeto dirigido-pelos-dados** (*data-driven*) versus **projeto dirigido-pelo-processo** (*process-driven*). Os projetistas de banco de dados e os engenheiros de software cada vez mais vêm reconhecendo que as duas atividades deveriam se desenvolver conjuntamente, e as ferramentas de projeto cada vez mais vêm combinando as duas.

As seis fases mencionadas não precisam seguir estritamente a seqüência descrita. Em muitos casos, temos de projetar uma fase antes da outra. Esses ***feedbacks*** entre as fases — e também dentro de cada fase — são comuns. Mostramos somente um par de feedbacks na Figura 12.1, mas há muitos outros entre os vários pares de fases. Também mostramos algumas interações entre dados e processos na figura; na realidade, há muitas outras interações também. A Fase 1, da Figura 12.1, envolve o levantamento dos requisitos planejados para o banco de dados, e as preocupações da Fase 6 recaem na implementação e no reprojeto do banco de dados. O coração do processo de projeto de banco de dados engloba as Fases 2, 4 e 5; resumiremos essas fases sucintamente:

- *Projeto conceitual do banco de dados (Fase 2)*: A meta desta fase é produzir um esquema conceitual do banco de dados, que é independente de um SGBD específico. Durante esta fase, usamos freqüentemente um modelo de dados de alto nível, como os modelos ER ou EER (capítulos 3 e 4). Além disso, tanto quanto possível, especificaremos as aplicações ou transações conhecidas do banco de dados, usando uma notação independente de qualquer SGBD específico. Freqüentemente, a escolha do SGBD é feita pela organização; a intenção do projeto conceitual é manter-se tão independente quanto possível das considerações de implementação.

- *Mapeamento do modelo de dados (Fase 4)*: Durante esta fase, que também é chamada de **projeto lógico do banco de dados, mapeamos** (ou **transformamos**) o esquema de dados do modelo conceitual de alto nível usado na Fase 2 para os dados no modelo do SGBD escolhido. Podemos começar esta fase depois de escolher um tipo específico de SGBD — por exemplo, se decidirmos usar algum SGBD relacional, mas ainda não tivermos decidido qual em particular. Chamamos o resultado de projeto lógico de *sistema-independente* (embora *dependente do modelo de dados*). Em termos da arquitetura de três níveis de SGBD, discutida no Capítulo 2, o resultado desta fase é o *esquema conceitual* no modelo de dados escolhido. Além disso, o projeto dos *esquemas externos* (visões) para aplicações específicas normalmente é realizado durante esta fase.

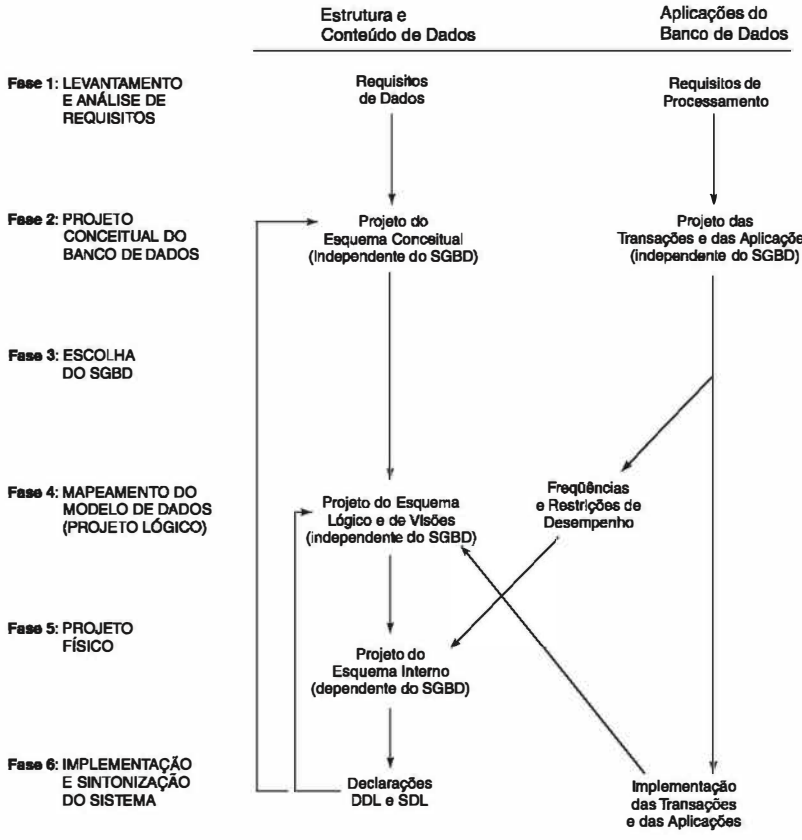


FIGURA 12.1 Fases do projeto e da implementação para grandes bancos de dados.

- *Projeto físico do banco de dados (Fase 5)*: Durante esta fase, projetamos as especificações para o banco de dados armazenado em termos do armazenamento físico das estruturas, da alocação de registros e dos índices. Corresponde a projetar o esquema interno na terminologia da arquitetura de três níveis do SGBD.
- *Implementação e sintonização do sistema de banco de dados (Fase 6)*: Nesta fase, o banco de dados e os programas de aplicação são implementados, testados e eventualmente utilizados em produção. São testadas também várias transações e aplicações individualmente e, depois, em conjunto. Normalmente, esta fase revela necessidades de alterações no projeto físico, na indexação, na reorganização e na alocação de dados — atividade que chamamos de **sintonização** (afinação, *tuning*) **do banco de dados**. Sintonizar é uma atividade contínua — parte da manutenção do sistema —, que perdura durante todo o ciclo de vida de um banco de dados, contanto que o banco de dados e as aplicações continuem evoluindo ou à medida que forem surgindo problemas de desempenho.

Nas subseções seguintes, discutiremos com mais detalhes cada uma das seis fases de projeto de banco de dados.

12.2.1 Fase 1: Levantamento e Análise de Requisitos[1]

Antes de projetarmos efetivamente um banco de dados, temos de conhecer e analisar as expectativas dos usuários e os usos planejados com o máximo de detalhes possíveis. Esse processo é chamado **levantamento e análise de requisitos**. Para especificar os requisitos, devemos primeiro identificar todas as partes do sistema de informação que interagirão com o sistema. Essas partes incluem usuários, novos e existentes, e aplicações, cujos requisitos são então coletados e analisados. Geralmente fazem parte desta fase:

1. Identificação das principais áreas de aplicação, bem como dos grupos de usuários do banco de dados, ou seja, quem terá seu trabalho afetado por ele. São escolhidas as pessoas-chave e os comitês dentro de cada grupo para apoiar os passos subseqüentes de coleta e especificação dos requisitos.
2. Análise e estudo da documentação existente relativa às aplicações. Outros documentos — manuais de procedimentos, formulários, relatórios e organogramas — são revisados para determinar se têm qualquer influência no levantamento de requisitos e no processo de especificação.
3. O estudo do ambiente operacional atual e o uso planejado da informação, incluindo a análise dos tipos de transação e sua freqüência, bem como o fluxo de informação dentro do sistema. São estudadas as características geográficas relativas aos usuários, origem das transações, destino de relatórios e assim por diante. São especificadas as entradas e as saídas das transações.
4. Respostas a conjuntos de consultas levantadas por usuários ou grupos de usuários potenciais do banco de dados. Essas consultas envolvem as prioridades dos usuários e a importância que eles atribuem às diversas aplicações. Pessoas-chave podem ser entrevistadas para ajudar a definir o valor da informação e o estabelecimento de prioridades.

A análise de requisitos é levada a cabo para os usuários finais do sistema de banco de dados, ou 'clientes', por um time de analistas ou peritos em requisitos. Provavelmente os requisitos iniciais serão informais, incompletos, incompatíveis e apenas parcialmente corretos. Muito trabalho terá de ser feito, então, para transformar esses requisitos iniciais em uma especificação de aplicação que possa ser usada pelos implementadores e pelos avaliadores como ponto de partida para a implementação e para os casos de teste. Os requisitos refletem o entendimento inicial de um sistema que ainda não existe, e eles inevitavelmente mudarão. Portanto, é importante usar técnicas que ajudem os clientes a convergir rapidamente para os requisitos da implementação.

A participação do cliente no processo de desenvolvimento aumenta a satisfação com o sistema a ser entregue. Por isso, muitos profissionais atualmente fazem reuniões e workshops para envolver todos os 'donos' do projeto. Uma dessas metodologias para o refinamento inicial dos requisitos do sistema é chamada Projeto de Aplicação Conjunto (JAD — *Join Application Design*). Mais recentemente foram desenvolvidas técnicas, como o Projeto Contextual, que propõem introduzir os projetistas no ambiente de trabalho no qual será utilizada a aplicação. Para ajudar os representantes dos clientes a entender melhor o sistema proposto, é comum fazê-los transitar pelo fluxo de trabalho ou pelos cenários das transações, ou criar um protótipo da aplicação.

Os procedimentos descritos ajudam a definir a estrutura e refinam os requisitos, mas ainda nos deixam em um estado informal. Para transformar esses requisitos em uma forma mais estruturada, são usadas **técnicas para especificação de requisitos**, que incluem OOA (análise orientada a objeto), DFDs (diagramas de fluxos de dados) e refinamento dos objetivos da aplicação. Esses métodos utilizam técnicas de diagramação para organizar e apresentar os requisitos de informação-processo. Documentação adicional, na forma de textos, tabelas, quadros e requisitos de decisão normalmente acompanham os diagramas. Há técnicas que produzem uma especificação formal que pode ser checada matematicamente pela consistência e por análises simbólicas 'qual-se'. Esses métodos dificilmente são utilizados hoje, mas podem tornar-se padrão no futuro para parte dos sistemas de informação que contemplam funções de missão-crítica e que, portanto, precisam funcionar como planejado. Os procedimentos para especificação formal, modelo-baseados, dos quais a metodologia e a notação-Z é a mais proeminente, podem ser pensados como extensões do modelo ER e são, portanto, os mais aplicáveis para projetos de sistemas de informação.

Algumas técnicas apoiadas por computador (*computer-aided*) — chamadas ferramentas 'Upper CASE' — foram propostas para ajudar a checar a consistência e a 'completeza' das especificações, que normalmente são armazenadas em um único repositório e podem ser exibidas e atualizadas durante o progresso do projeto. Outras ferramentas são usadas para rastrear a relação entre os requisitos e as outras entidades do projeto, como os módulos de código e os casos de teste. Esses *bancos de dados de rastreamento* são especialmente importantes em conjunto com os procedimentos de gestão de mudança para sistemas nos quais são freqüentes as alterações de requisitos. Eles também são usados em projetos contratuais, nos quais a empresa respon-

1 Colin Potts contribuiu com parte desta seção.

sável pelo desenvolvimento deve proporcionar evidência documental ao cliente, provando que todos os requisitos foram implementados.

As fases de levantamento de requisitos e de análise podem ser bastante demoradas, mas são cruciais para o sucesso do sistema de informação. Corrigir um erro de definição de requisito é muito mais caro que corrigir um erro de implementação, pois os efeitos de um erro de requisito são normalmente graves e muito mais trabalhosos para serem reimplementados. Não corrigir o erro significa que o sistema não irá satisfazer o cliente e, quem sabe, nem mesmo será utilizado. Levantamento e análise de requisitos têm sido assunto de livros inteiros.

12.2.2 Fase 2: Projeto Conceitual do Banco de Dados

A segunda fase do projeto de banco de dados envolve duas atividades[2] paralelas. A primeira, o **projeto do esquema conceitual**, examina os requisitos de dados, que são o resultado da Fase 1, e produz um esquema conceitual do banco de dados. A Segunda, o **projeto das transações e das aplicações**, examina as aplicações do banco de dados, analisadas na Fase 1, e produz especificações de alto nível para essas aplicações.

Fase 2a: Projeto do Esquema Conceitual. O esquema conceitual produzido nesta fase normalmente está contido em um modelo de dados de alto nível, independentemente do SGBD, pelas seguintes razões:

1. O objetivo do projeto do esquema conceitual é a completa compreensão da estrutura do banco de dados, do significado (semântica), dos inter-relacionamentos e das restrições. Esse objetivo é mais facilmente alcançado se for independente de um SGBD específico, porque cada SGBD tem idiossincrasias e restrições que normalmente não deveriam influenciar o projeto do esquema conceitual.
2. O esquema conceitual é inestimável como *descrição estável* do conteúdo do banco de dados. A escolha do SGBD, bem como as posteriores decisões de projeto, podem ser alteradas sem que haja necessidade de modificar o esquema conceitual SGBD-independente.
3. O bom entendimento do esquema conceitual é crucial para os usuários do banco de dados e para os projetistas das aplicações. O uso de um modelo de dados de alto nível, mais expressivo e genérico que o modelo de dados de um SGBD em particular, é conseqüentemente muito importante.
4. A descrição diagramática do esquema conceitual serve como excelente veículo de comunicação entre usuários de banco de dados, projetistas e analistas. Os modelos de dados de alto nível normalmente apresentam conceitos que são mais facilmente compreendidos que os modelos de baixo nível dos SGBDs, ou as definições sintáticas dos dados, pois qualquer comunicação relativa ao esquema do projeto torna-se mais exata e mais direta.

Nesta fase de projeto de banco de dados é importante usar dados conceituais de alto nível com as seguintes características:

1. *Expressividade*: O modelo de dados deve ser expressivo o bastante para distinguir tipos diferentes de dados, relacionamentos e restrições.
2. *Simplicidade e inteligibilidade*: O modelo deve ser simples o bastante para que usuários não-especializados possam entender e usar seus conceitos.
3. *Sintético*: O modelo deve ter um número reduzido de conceitos básicos que sejam distintos e sem sobreposição de significados.
4. *Representação diagramática*: O modelo deve ter uma notação diagramática para exibir o esquema conceitual de modo que seja de fácil interpretação.
5. *Formalismo*: Um esquema conceitual expresso em um modelo de dados deve representar uma especificação formal não ambígua dos dados. Conseqüentemente, os modelos conceituais devem ser definidos com precisão e sem ambigüidade.

Muitos desses requisitos — o primeiro em particular — às vezes entram em conflito com os demais. Muitos modelos conceituais de alto nível foram propostos para o projeto de banco de dados (bibliografia selecionada no Capítulo 4). Na discussão seguinte, usaremos a terminologia do modelo Entidade-Relacionamento Estendido (EER), apresentado no Capítulo 4, e mostraremos que ele estará sendo usado nesta fase. O projeto do esquema conceitual, inclusive a modelagem de dados, está se tornando parte integrante da análise orientada a objeto e das metodologias de projeto. A UML tem diagramas de classe que estão, em grande parte, baseados em extensões do modelo EER.

---

2 Essa fase do projeto é discutida com detalhes nos primeiros sete capítulos de Batini *et al.* (1992); resumiremos aqui essa discussão.

Abordagens para o Projeto do Esquema Conceitual. Para o projeto de um esquema conceitual, temos de identificar os componentes básicos do esquema: tipos entidade, tipos relacionamento e atributos. Deveríamos também especificar atributos fundamentais, cardinalidades e restrições de participação nos relacionamentos, nos tipos entidade fraca e nas hierarquias/reticulados de especialização/generalização. Há duas abordagens de projeto para o esquema conceitual que são derivadas dos requisitos levantados durante a Fase 1.

A primeira abordagem é a do **projeto centralizado do esquema** (ou **um-tiro-só**), na qual os requisitos da Fase 1, antes mesmo do início do projeto do esquema, originados a partir de diversas aplicações e usuários, são agrupados em um só conjunto de requisitos. Um único esquema, que corresponde ao conjunto unificado dos requisitos, é, então, projetado. Quando existem muitos usuários e aplicações, a fusão de todos os requisitos pode ser uma tarefa árdua e demorada. Supõe-se que uma autoridade centralizadora, o DBA, seja responsável por decidir como fundir os requisitos e como projetar o esquema conceitual para o banco de dados inteiro. Uma vez projetado e finalizado o esquema conceitual, os esquemas externos dos diversos grupos de usuários e aplicações podem ser especificados pelo DBA.

A segunda abordagem é a da **integração de visões**, na qual os requisitos não são fundidos. Quando um esquema (ou visão) é projetado para um grupo de usuários ou para aplicação, ele apenas se baseia em seus próprios requisitos. Assim, desenvolvemos um esquema de alto nível (visão) para cada grupo de usuários ou aplicação. Numa fase posterior de **integração de visões**, esses esquemas são fundidos ou integrados em um único **esquema conceitual global** para o banco de dados como um todo. As visões individuais podem ser reconstruídas como esquemas externos, depois da integração das visões.

A principal diferença entre as duas abordagens é a maneira e o estágio em que se organizará a fusão das diversas visões ou os requisitos dos vários usuários e aplicações. Na abordagem centralizada, a fusão é feita manualmente pelo grupo de DBAs antes de projetar qualquer esquema, e será aplicada diretamente aos requisitos levantados na Fase 1. Dessa forma, coloca-se o peso da integração das diferenças e dos conflitos entre os grupos de usuários no grupo de DBAs. O problema é normalmente negociado por meio da contratação de consultores/projetistas externos, que trazem suas soluções para tais conflitos. Por conta das dificuldades em administrar essa tarefa, a abordagem de integração de visões vem ganhando maior aceitação.

Na abordagem de integração de visões, cada grupo de usuário ou aplicação projeta o esquema conceitual (EER) de seus próprios requisitos. Então um processo de integração é aplicado a esses esquemas (visões) pelo DBA, a fim de formar o esquema integrado global. Embora a integração de visões possa ser feita manualmente, um grande banco de dados, que envolve dezenas de grupos de usuários, exige metodologia e uso de ferramentas automatizadas para auxiliar essa integração. A correspondência entre atributos, tipos entidade e tipos relacionamento das várias visões precisa ser especificada para que a integração possa ser realizada. Além disso, a integração de visões contraditórias e a verificação de consistência das correspondências interesquemas são problemas que precisam ser negociados.

Estratégias para Projeto de Esquema. Dado um conjunto de requisitos, seja para um único usuário ou para uma grande comunidade de usuários, temos de criar um esquema conceitual que satisfaça esses requisitos. Há várias estratégias para o projeto de tal esquema. A maioria segue uma abordagem incremental — isto é, começam com algum esquema construído, derivado dos requisitos e, a partir dele, incrementam-se modificações, refinamentos ou novas construções. Discutiremos algumas dessas estratégias:

1. *Estratégia top-down (de cima para baixo)*: Começamos com um esquema que contém abstrações de alto nível e, então, aplicamos sucessivos refinamentos *top-down*. Por exemplo, podemos especificar alguns poucos tipos entidade de alto nível e então, conforme especificamos seus atributos, dividi-los em tipos entidade e relacionamento de níveis mais baixos. O processo de especialização para refinar um tipo entidade em subclasses, que ilustramos nas seções 4.2 e 4.3 (figuras 4.1, 4.4 e 4.5), é outro exemplo de estratégia de projeto *top-down*.
2. *Estratégia bottom-up (de baixo para cima)*: Começamos com um esquema que contém abstrações básicas e, então, combinamos ou acrescentamos abstrações. Por exemplo, podemos começar com os atributos e depois agrupá-los em tipos entidade e relacionamento. No decorrer do projeto, podemos adicionar relacionamentos novos entre os tipos entidade. O processo de generalização de tipos entidade em superclasses generalizadas de mais alto nível (seções 4.2 e 4.3, Figura 4.3) é outro exemplo de estratégia *bottom-up* de projeto.
3. *Estratégia inside-out (de dentro para fora)*: Este é um caso especial da estratégia *bottom-up*, em que é focado um conjunto central de conceitos que são muito evidentes. A modelagem, então, amplia tais conceitos, considerando os novos ao lado dos existentes. Poderíamos especificar no esquema alguns poucos tipos entidade evidentes e continuar adicionando outros tipos entidade e relacionamento relacionados a cada um.
4. *Estratégia mista*: Em vez de seguir uma estratégia particular ao longo de todo o projeto, os requisitos são divididos de acordo com uma estratégia *top-down*, e um esquema parcial é projetado para cada parte, de acordo com uma estratégia *bottom-up*. As várias partes do esquema são, então, combinadas.

As figuras 12.2 e 12.3 ilustram os refinamentos *top-down* e *bottom-up*, respectivamente. Um exemplo da primitiva de refinamento *top-down* é a decomposição de um tipo entidade em vários tipos entidade. A Figura 12.2a mostra CURSO sendo refinado em CURSO e SEMINARIO, e o relacionamento ENSINA dividido em ENSINA e OFERECE. A Figura 12.2b mostra um tipo entidade CURSO_OFERECIDO refinado em dois tipos entidade (CURSO e INSTRUTOR), com um relacionamento entre eles. O refinamento normalmente força o projetista a ter um maior questionamento e a extrair mais restrições e detalhes: por exemplo, o (min, max) da cardinalidade são obtidos entre o relacionamento CURSO e INSTRUTOR durante o refinamento. A Figura 12.3a mostra a primitiva de refinamento *bottom-up* gerando relacionamentos novos entre tipos entidade. O refinamento *bottom-up*, que usa categorização (tipo união, agregado), é ilustrado na Figura 12.3b, na qual o conceito novo de VEICULO_PROPRIETARIO é descoberto a partir dos tipos entidade existentes: DOCENTE, FUNCIONARIO e ALUNO. Esse processo de criar uma categoria e a notação diagramática relacionada corresponde ao que foi apresentado na Seção 4.4.

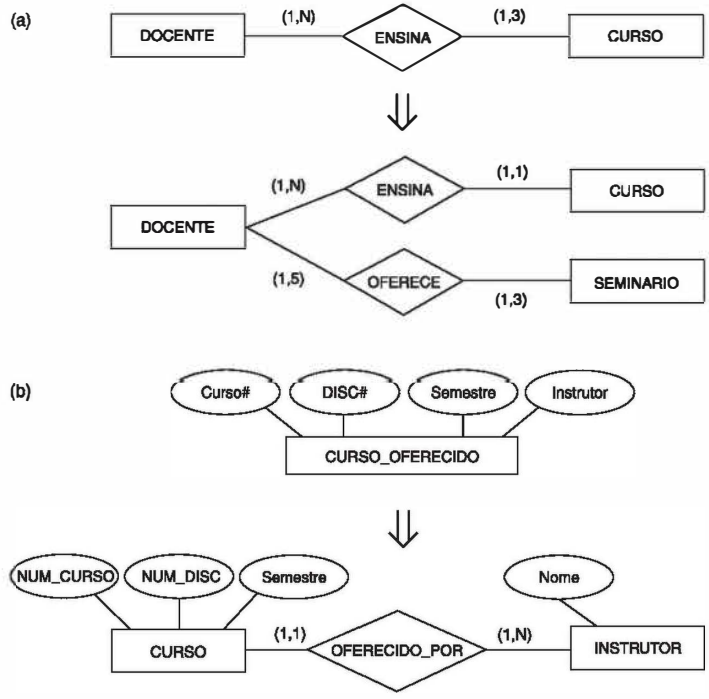


FIGURA 12.2 Exemplos de refinamento *top-down*. (a) Gerando um tipo entidade novo. (b) Decompondo um tipo entidade em dois tipos: entidade e relacionamento.

Integração de Esquemas (de Visões — Views). Para grandes bancos de dados, com muitos usuários e aplicações, pode ser usada a abordagem de integração de esquemas de visões individuais, mescladas posteriormente. As visões individuais são relativamente pequenas, e o projeto dos esquemas é simplificado. Porém, será necessária uma metodologia para integrar essas visões a um esquema de banco de dados global. A integração de esquemas pode ser dividida nas seguintes subtarefas:

1. *Identificando correspondências e conflitos entre os esquemas*: Como os esquemas são projetados individualmente, é necessário especificar construtores que representem o mesmo conceito do mundo real. Tais correspondências devem ser identificadas antes de efetuar a integração. Durante esse processo, podem ser descobertos vários tipos de conflitos entre os esquemas:
   a. *Conflitos de nome*: Podem ser de dois tipos — sinônimos e homônimos. Um **sinônimo** ocorre quando dois esquemas usam nomes diferentes para descrever o mesmo conceito; por exemplo, o tipo entidade USUARIO de um esquema pode descrever o mesmo conceito do tipo entidade CLIENTE de outro esquema. Um **homônimo** ocorre quando dois esquemas usam o mesmo nome para descrever conceitos diferentes; por exemplo, um tipo entidade PECA pode representar componentes de um computador em um esquema e peças de mobiliário em outro.

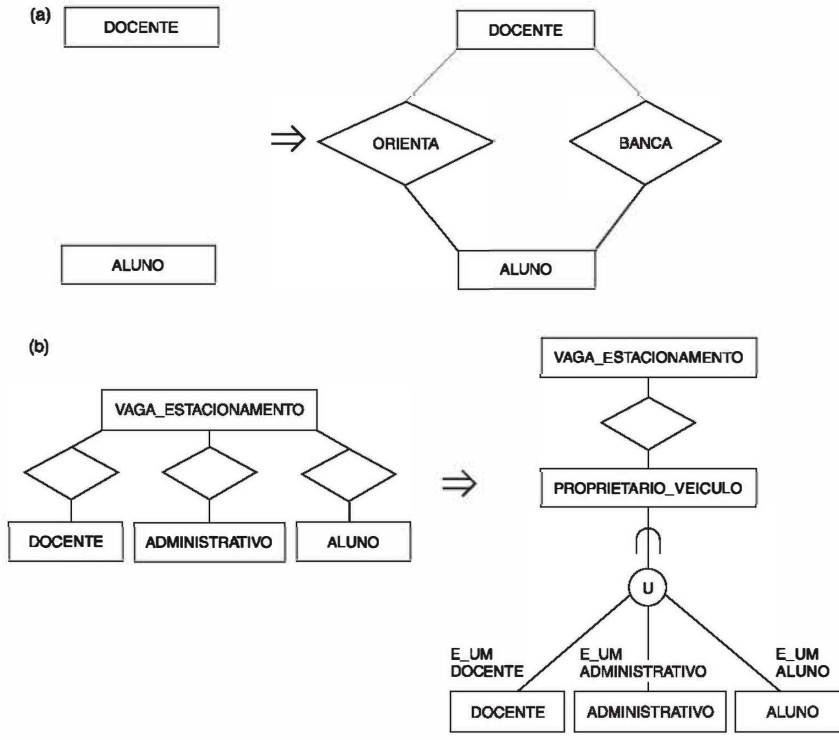


FIGURA 12.3 Exemplos de refinamento *bottom-up*. (a) Descobrindo e adicionando novos relacionamentos. (b) Descobrindo e relacionando uma nova categoria (tipo união).

b. *Conflitos de tipo*: Um mesmo conceito pode ser representado em dois esquemas por diferentes construtores. Por exemplo, o conceito de DEPARTAMENTO pode ser um tipo entidade em um esquema e um atributo em outro.
c. *Conflitos de domínio (conjunto de valores)*: Um atributo pode ter domínios diferentes em dois esquemas. Por exemplo, o SSN pode ser declarado como inteiro em um esquema e como cadeia de caracteres em outro. Um conflito da unidade de medida pode ocorrer em esquemas que representam PESO em libras e em quilogramas.
d. *Conflitos entre restrições*: Dois esquemas podem impor restrições diferentes. Por exemplo, a chave de um tipo entidade pode ser diferente em cada esquema. Outros exemplos envolvem restrições estruturais diferentes em relacionamentos como ENSINA; um esquema pode representá-lo como 1:N (um curso tem apenas um professor), enquanto outro o representa como M:N (um curso pode ter vários professores).

2. *Modificando visões para conformar um ao outro*: Alguns esquemas são modificados de forma a se adaptarem a outros. Alguns dos conflitos identificados na primeira subtarefa serão resolvidos durante este passo.
3. *Fundindo visões*: O esquema global é criado por meio da composição dos esquemas individuais. Conceitos correspondentes serão representados apenas uma vez no esquema global e são especificados no mapeamento entre as visões e o esquema global. Esse é o passo mais difícil em banco de dados do mundo real, que contém centenas de entidades e relacionamentos, pois envolve considerável intervenção humana e negociações para solucionar os conflitos e alcançar soluções razoáveis e aceitáveis ao esquema global.
4. *Reestruturação*: Como passo final opcional, o esquema global pode ser reavaliado e reestruturado para remover qualquer redundância ou complexidade desnecessária.

Algumas dessas idéias são ilustradas no exemplo, bastante simplificado, apresentado nas figuras 12.4 e 12.5. Na Figura 12.4 são combinadas duas visões para criar um banco de dados para publicações. Durante a identificação de correspondências entre as duas visões, descobrimos que PESQUISADOR e AUTOR são sinônimos (até onde é pertinente para este banco de dados), como são também CONTRIBUI_PARA e ESCRITO_POR. Mais adiante, decidimos modificar a VISAO1 para incluir ASSUNTO em ARTIGO, como mostrado na Figura 12.4, *conforme a* VISAO2. A Figura 12.5 mostra o resultado da fusão da VISAO1 modificada pela VISAO2. Generalizamos o

tipo entidade ARTIGO e LIVRO no tipo entidade PUBLICACAO com o atributo `Titulo` em comum. Os relacionamentos CONTRIBUI_PARA e ESCRITO_POR foram mesclados, bem como os tipos entidade PESQUISADOR e AUTOR. O atributo `Editor` só se aplica ao tipo entidade LIVRO, enquanto o atributo `Tamanho` e o tipo relacionamento PUBLICADO_EM só se aplicam a ARTIGO.

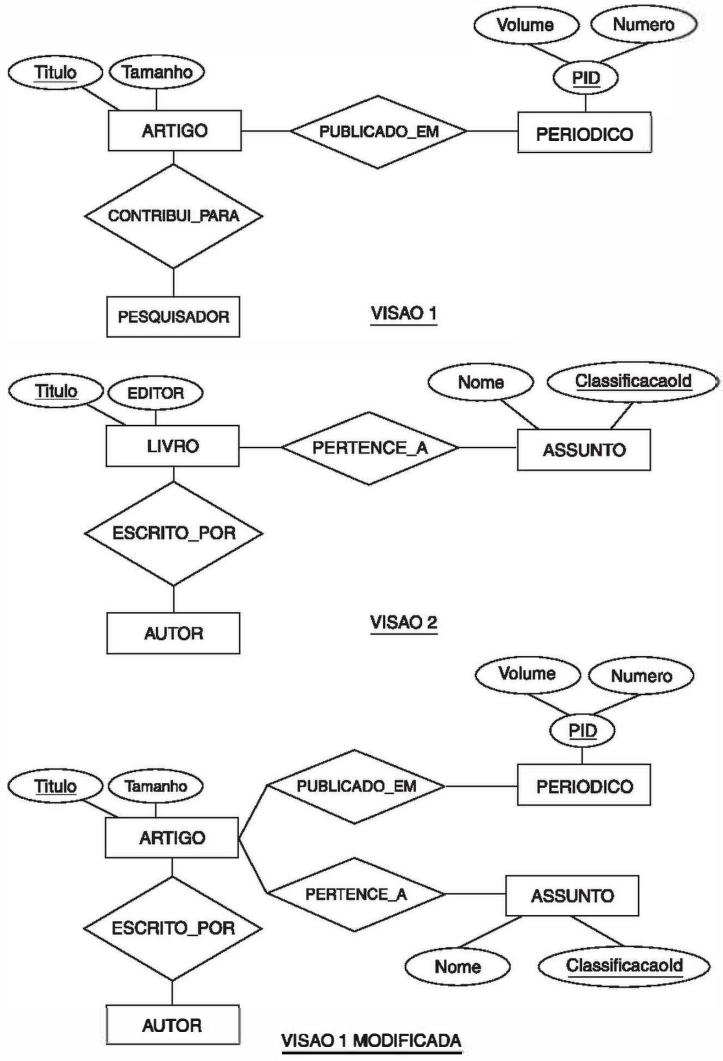


FIGURA 12.4 Modificando visões para adaptação antes da integração.

O exemplo anterior ilustra a complexidade do processo de fusão e como o significado dos vários conceitos deve ser considerado para simplificar o projeto do esquema resultante. Para projetos do mundo real, o processo de integração de esquemas requer uma abordagem mais disciplinada e sistemática. Foram propostas várias estratégias para o processo de integração de visões (Figura 12.6):

1. *Integração em etapas binárias*: Os dois esquemas mais semelhantes são integrados primeiro. O esquema resultante é então integrado a outro esquema, e o processo é repetido até que todos o esquemas sejam integrados. A ordenação dos esquemas para integração pode basear-se, em alguma medida, na semelhança entre eles. Essa estratégia é satisfatória para integração manual por conta da sua abordagem passo a passo.

2. *Integração n-ária*: Todas as visões são integradas em um único procedimento, após análise e especificação das correspondências. Em grandes projetos, esta estratégia requer ferramentas computadorizadas. Tais ferramentas foram construídas como protótipos em pesquisas, entretanto, não estão disponíveis comercialmente.
3. *Estratégia binária balanceada*: Primeiro, são integrados pares de esquemas; então, os esquemas resultantes são comparados para nova integração; o procedimento é repetido até resultar no esquema global final.
4. *Estratégia mista*: Inicialmente, os esquemas são divididos em grupos baseados na semelhança entre eles, e cada grupo é integrado separadamente. Os esquemas intermediários se agrupam novamente e são, então, integrados, e assim por diante.

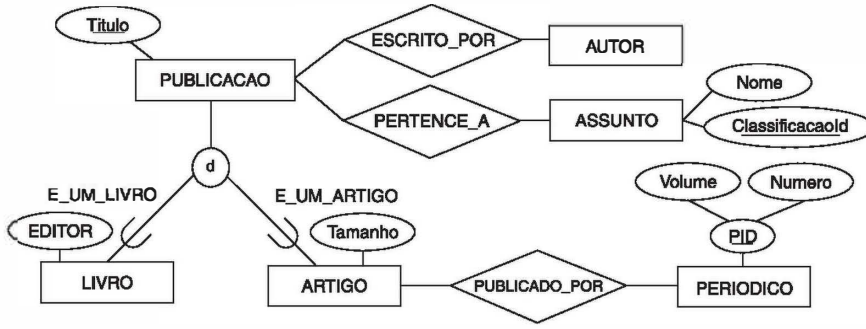


FIGURA 12.5 Esquema integrado depois da fusão das visões 1 e 2.

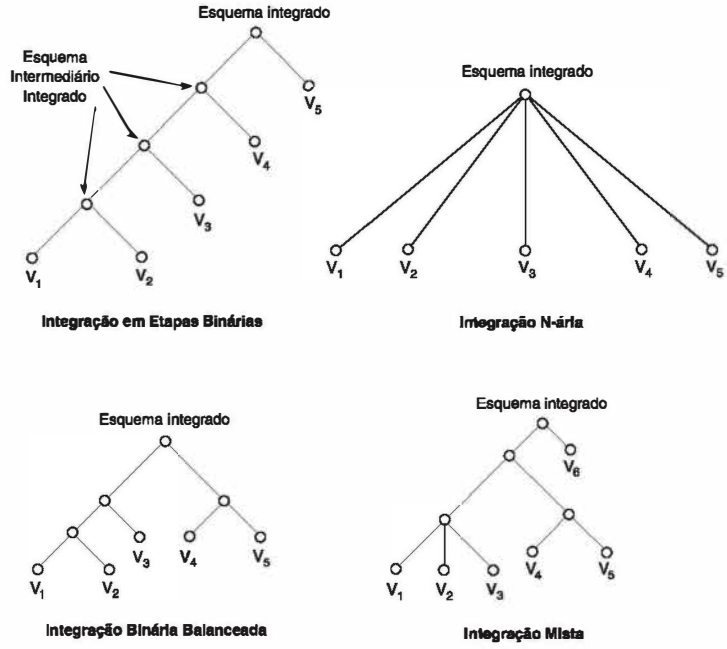


FIGURA 12.6 Diferentes estratégias para o processo de integração de visões.

Fase 2b: Projeto das Transações. O propósito da Fase 2b, que ocorre em paralelo com a Fase 2a, é projetar as características das transações (aplicações) conhecidas do banco de dados de modo SGBD-independente. Quando um sistema de banco de dados é projetado, os projetistas conhecem muitas das aplicações (ou **transações**) que serão executadas quando ele for implementado. Uma parte importante do projeto é a especificação das características funcionais dessas transações

logo no início do processo do projeto. Isso assegura que o esquema do banco de dados incluirá todas as informações necessárias a essas transações. Além disso, conhecer a importância relativa das várias transações e de suas taxas esperadas de chamada compreende uma parte crucial do projeto físico do banco de dados (Fase 5). Normalmente, só algumas transações são conhecidas quando ainda estão em projeto, uma vez que depois que o sistema de banco de dados for implementado, novas transações serão continuamente identificadas e implementadas. Porém, as transações mais importantes são usualmente conhecidas com antecedência e deveriam ser especificadas em fases anteriores à implementação. A regra informal '80-20' normalmente se aplica a este contexto: 80% da carga de trabalho é equivalente a 20% das transações mais usadas, as quais regem o projeto. Em aplicações provenientes de consultas ad hoc ou processamento em lote (*batch*), as consultas e as aplicações que processam uma quantidade significativa de dados devem ser identificadas.

Uma técnica comum para especificar transações em nível conceitual é identificar suas **entradas/saídas** e seu **comportamento funcional**. Especificando os parâmetros de entrada e saída (argumentos) e o fluxo funcional interno de controle, os projetistas podem determinar uma transação de modo conceitual e independente do sistema. Normalmente, as transações podem ser agrupadas em três categorias: (1) **transações de recuperação**, usadas para recuperar dados para exibição em uma tela ou para produção de um relatório; (2) **transações de atualização**, usadas para entrada de dados ou para modificação de dados existentes no banco de dados; (3) **transações mistas**, usadas para aplicações mais complexas, que fazem recuperação e atualização. Por exemplo, considere um banco de dados de reservas em linhas aéreas. Uma transação de recuperação poderia listar todos os vôos matutinos de uma determinada data entre duas cidades. Uma transação de atualização poderia ser feita para reservar um assento em um vôo particular. Uma transação mista poderia exibir alguns dados, como mostrar a reserva de um cliente em algum vôo e, a seguir, atualizar o banco de dados, ou seja, cancelar a reserva ou acrescentar um trecho de vôo a uma reserva existente. As transações (aplicações) podem ser originadas em uma ferramenta *front-end* como PowerBuilder 9.0 (da Sybase) ou Developer 2000 (da Oracle), que coletam parâmetros on-line e, então, enviam uma transação ao SGBD como um *backend*.[3]

Várias técnicas para especificação de requisitos incluem notações para especificação de **processos**, que, nesse contexto, são operações mais complexas que podem englobar diversas transações. Ferramentas para a modelagem de processos, como o BPWin, bem como ferramentas que modelam o fluxo de trabalho (*workflow*), estão se tornando populares na identificação de fluxos de informações nas organizações. A linguagem UML, que proporciona modelagem de dados por meio de diagramas de classes e objetos, tem uma variedade de diagramas para modelagem de processos, inclusive diagramas de transição de estados, diagramas de atividades, diagrama de seqüência e diagramas de colaboração. Todos eles recorrem a atividades, eventos e operações dentro do sistema de informação, bem como às entradas e às saídas dos processos e ao seqüenciamento ou à sincronização dos requisitos, entre outras condições. É possível refinar essas especificações e extrair delas transações individuais. Outras propostas, como a TAXIS, a GALILEO e a GORDAS são utilizadas para a especificação de transações (bibliografia selecionada ao término deste capítulo). Algumas delas foram implementadas em protótipos de sistemas e ferramentas. A modelagem de processos ainda é uma área ativa de pesquisa.

O projeto de transações é tão importante quanto o de esquema, mas é freqüentemente considerado parte do software em vez de parte do projeto do banco de dados. Muitas das metodologias de projeto atuais enfatizam uma em detrimento da outra. Ela deveria ocorrer em paralelo com as fases 2a e 2b, com os feedbacks sendo usados para refinamento, até que seja alcançado um projeto estável de esquema e transações.[4]

12.2.3 Fase 3: Escolha de um SGBD

A escolha de um SGBD é regida por vários fatores — alguns técnicos, outros econômicos, e outros ainda ligados à política da organização. Os fatores técnicos se preocupam com a conveniência do SGBD em relação à tarefa que se tem. Aspectos a considerar: o tipo de SGBD (relacional, objeto-relacional, objeto, outros); a estrutura de armazenamento e os caminhos de acesso que o SGBD suporta; as interfaces disponíveis para usuários e programadores; os tipos de linguagens de consulta de alto nível; a disponibilidade de ferramentas de desenvolvimento; a habilidade para conectar-se a outros SGBDs por meio de interfaces padrão; as opções arquitetônicas relacionadas a operações cliente-servidor, e assim por diante. Fatores não técnicos incluem a situação financeira e a estrutura de suporte do vendedor. Nesta seção nos concentraremos na discussão dos fatores econômicos e organizacionais que afetam a escolha do SGBD. Os seguintes custos devem ser considerados:

---

3 Essa filosofia foi seguida por mais mais de 20 anos em produtos populares, como o CICS, que funciona como uma ferramenta para gerar transações para SGBDs legados, como o IMS.

4 A modelagem de alto nível das transações é coberta por Batini *et al.* (1992, capítulos 8, 9 e 11). A junção funcional e a filosofia de análise de dados são defendidas ao longo deste livro.

1. *Custo para aquisição do software*: Este é o custo inicial mais alto para a compra de software e engloba as opções de linguagens, as diferentes interfaces, como formulários, menus e ferramentas Web para interface gráfica com o usuário (GUI), as opções de backup, os métodos de acesso especiais e a documentação. É necessário selecionar a versão correta do SGBD para um sistema operacional específico. Normalmente, as ferramentas de desenvolvimento e de projeto e suporte adicional à linguagem não estão incluídas na estimativa básica.
2. *Custo de manutenção*: Este custo ocorre periodicamente ao contratar a manutenção padrão do vendedor ou para manter a versão do SGBD atualizada.
3. *Custo de aquisição de hardware*: Pode ser necessária a aquisição de um hardware novo, como memória adicional, terminais, unidades de disco e controladoras, ou memória especializada para SGBD e memória de arquivo.
4. *Custo de criação e de conversão do banco de dados*: Este é o custo para criar o sistema de banco de dados pela primeira vez, ou para converter um sistema existente no novo software do SGBD. No último caso, é habitual operar o sistema já existente paralelamente ao novo sistema até que todas as aplicações sejam completamente implementadas e testadas. Este custo é difícil de ser estimado e, em geral, é subestimado.
5. *Custo de pessoal*: A primeira aquisição de software SGBD é freqüentemente acompanhada pela criação, ou reorganização, do departamento de processamento de dados. Há, na maioria das empresas que adotaram SGBDs, cargos para pessoal de DBA e sua equipe.
6. *Custo de treinamento*: Como os SGBDs são sistemas complexos, freqüentemente há necessidade de treinamento de pessoal para usar e programar o SGBD. O treinamento é necessário em todos os níveis, inclusive em programação, desenvolvimento de aplicações e administração de banco de dados.
7. *Custo operacional*: O custo da operação continuada do sistema de banco de dados não é normalmente considerado nas alternativas de avaliação porque ele ocorre independentemente do SGBD selecionado.

Os benefícios advindos da aquisição de um SGBD não são fáceis de medir e quantificar, pois um SGBD possui vantagens intangíveis sobre os sistemas de arquivo tradicionais, como facilidade de uso, consolidação de informação de uma grande empresa, disponibilidade mais ampla de dados e acesso mais rápido à informação. O acesso com base em Web pode tornar parte dos dados acessíveis a todos os empregados ou mesmo a usuários externos. Benefícios mais tangíveis incluem o custo reduzido para o desenvolvimento de aplicações, redução da redundância de dados, melhor controle e segurança. Embora os bancos de dados estejam fortemente inseridos na maioria das organizações, a decisão de migrar de uma aplicação arquivo-baseada para uma abordagem centrada em banco de dados ainda surge com freqüência. Essa migração geralmente ocorre pelos seguintes fatores:

1. *Complexidade de dados*: Como os relacionamentos entre os dados são mais complexos, a necessidade de um SGBD torna-se mais efetiva.
2. *Compartilhamento entre aplicações*: O maior compartilhamento de dados entre aplicações e a maior redundância entre os arquivos aumentam, conseqüentemente, a necessidade de um SGBD.
3. *Evolução dinâmica ou crescimento dos dados*: Como os dados são alterados constantemente, é mais fácil atender a essas mudanças usando um SGBD do que um sistema de arquivos.
4. *Freqüência de consultas ad hoc aos dados*: Os sistemas de arquivo não facilitam a recuperação de dados ad hoc.
5. *Volume de dados e necessidade de controle*: O volume de dados e a necessidade de controlá-los exigem um SGBD.

É difícil desenvolver um conjunto genérico de diretrizes que possam adotar uma única abordagem para a administração dos dados de uma organização — se relacional, orientado a objeto, ou objeto-relacional. Se os dados a serem armazenados no banco de dados tiverem um alto nível de complexidade e envolverem vários tipos de dados, normalmente se consideram as abordagens orientadas a objeto ou objeto-relacionais para os SGBDs.[5] Além disso, os benefícios da herança de classes e as vantagens da reutilização contam a favor dessas abordagens. Finalmente, vários fatores econômicos e organizacionais afetam a escolha de um SGBD:

1. *Adoção massiva de uma certa filosofia na organização*: Este é, freqüentemente, um fator dominante que afeta a aceitabilidade de um certo modelo de dados (por exemplo, relacional contra o orientado a objeto), de um certo vendedor ou de uma certa metodologia e ferramentas de desenvolvimento (por exemplo, o uso da análise objeto-orientada e de metodologias e ferramentas de projeto pode ser necessário para as novas aplicações).

5 Veja discussão relativa a esse assunto no Capítulo 22.

2. *Familiaridade do pessoal com o sistema*: Se os programadores da organização estiverem familiarizados com um SGBD em particular, ele pode ser favorecido de forma a reduzir treinamento e tempo de aprendizagem.
3. *Disponibilidade de serviço de venda*: É importante a disponibilidade da ajuda de vendedores que resolvam problemas com o sistema, uma vez que a migração de um ambiente sem SGBD para um com SGBD geralmente é um grande empreendimento e requer, inicialmente, muita assistência.

Outro fator a considerar é a portabilidade do SGBD entre os diferentes tipos de hardware. Muitos SGBDs comerciais têm versões que atualmente rodam em diversas configurações de hardware/software (ou **plataformas**). A necessidade de aplicações para backup, recuperação, desempenho, integridade e segurança também deve ser considerada. Muitos SGBDs são atualmente projetados para *soluções totais* no processamento e na administração dos recursos de informações dentro das organizações. A maioria dos vendedores de SGBD está combinando seus produtos com as seguintes opções ou características:

- Editores de texto e navegadores (*browsers*).
- Geradores de relatórios e utilidades para emissão.
- Software de comunicação (freqüentemente chamados de monitores de teleprocessamento).
- Funcionalidades para entrada de dados e dispositivos de apresentação, como formulários, telas e menus, com características de edição automática.
- Ferramentas de busca e acesso que podem ser usadas na World Wide Web (facilidades para Web).
- Ferramentas gráficas para projeto de banco de dados.

Uma grande quantidade de softwares para 'terceiros' deve estar disponível para proporcionar funcionalidades ao SGBD em cada uma das áreas anteriores. Em raras situações pode ser preferível desenvolver software *in-house* (doméstico) em vez de usar um SGBD — por exemplo, se as aplicações são muito bem definidas e *totalmente* conhecidas. Em tais circunstâncias, um sistema projetado e customizado *in-house* (desenvolvido pela equipe da empresa) pode ser apropriado para implementar as aplicações conhecidas de modo mais eficiente. Na maioria dos casos, porém, novas aplicações, não previstas em tempo de projeto, aparecem *após* a implementação do sistema. É precisamente por isso que os SGBDs tornaram-se tão populares: eles facilitam a incorporação de novas aplicações apenas com modificações incrementais ao projeto existente do banco de dados. Tal evolução de projeto — ou **evolução de esquema** — é uma característica presente, em graus variados, nos SGBDs comerciais.

12.2.4 Fase 4: Mapeamento do Modelo de Dados (Projeto Lógico de Banco de Dados)

A próxima fase do projeto de um banco de dados é criar um esquema conceitual e esquemas externos do modelo de dados do SGBD selecionado, por meio do mapeamento dos esquemas produzidos na Fase 2a. O mapeamento pode ocorrer em dois estágios:

1. *Mapeamento de sistema-independente*: Nesta fase, o mapeamento não considera nenhuma característica específica ou casos especiais que se aplicam à implementação do modelo de dados do SGBD. Já discutimos o mapeamento SGBD-independente de um esquema ER para um esquema relacional na Seção 7.1, e esquemas EER para esquemas relacionais na Seção 7.2.
2. *Adaptando esquemas a um SGBD específico*: SGBDs diferentes implementam um modelo de dados usando características específicas de modelagem e restrições. Podemos ajustar os esquemas, obtidos no Passo 1, para conformarem-se às características de implementação específicas do modelo de dados usado pelo SGBD selecionado.

O resultado desta fase deveria ser declarações DDL na linguagem do SGBD escolhido, que especificam os esquemas de nível conceitual e externo do sistema de banco de dados. Entretanto, se as declarações DDL incluírem alguns parâmetros do projeto físico, a especificação DDL completa terá de esperar até que a fase do projeto físico do banco de dados seja completada. Muitas ferramentas CASE de projeto (*computer-assisted software engineering* — engenharia de software auxiliada por computador — Seção 12.5) podem gerar DDLs para sistemas comerciais a partir do projeto conceitual de um esquema.

12.2.5 Fase 5: Projeto Físico do Banco de Dados

Projeto físico do banco de dados é o processo de escolha das estruturas de armazenamento específicas e dos caminhos de acesso para os arquivos de banco de dados, de modo a alcançar um bom desempenho nas várias aplicações de banco de dados. Cada SGBD oferece uma variedade de opções para a organização dos arquivos e caminhos de acesso. Essas opções normalmente incluem vários tipos de índices, agrupamento de registros relacionados em blocos de disco, ligações de registros via ponteiros e vários tipos de *hashing* (*separação em partes menores*). Uma vez escolhido um SGBD específico, o processo de projeto físico

do banco de dados é restrito à escolha das estruturas mais apropriadas para os arquivos de banco de dados dentre as opções oferecidas por aquele SGBD. Nesta seção daremos diretrizes genéricas para essas decisões, adequadas a qualquer tipo de SGBD. Os seguintes critérios freqüentemente orientam a escolha de opções do projeto físico do banco de dados:

1. *Tempo de resposta*: É o tempo decorrente a partir da submissão de uma transação para o banco de dados, sua execução e resposta. A principal influência para o tempo de resposta, sob controle do SGBD, é o tempo de acesso do banco de dados para referenciar os itens de dados para a transação. O tempo de resposta também é influenciado por fatores fora do controle do SGBD, como a carga do sistema, a programação do sistema operacional ou os atrasos de comunicação.
2. *Utilização de espaço*: É o espaço total de armazenamento usado pelos arquivos do banco de dados e por suas estruturas de caminho de acesso em disco, incluindo índices e outros caminhos de acesso.
3. *Taxa de processamento (throughput) de transações*: É a média do número de transações que podem ser processadas por minuto; é um parâmetro crítico em sistemas de transações bancárias ou de reservas de linhas aéreas. A taxa de processamento de transações deve ser medida sob as condições de pico do sistema.

Normalmente, a média e o caso crítico são especificados, nos parâmetros precedentes, como parte dos requisitos de desempenho do sistema. São usadas técnicas analíticas ou experimentais, que podem incluir prototipação e simulação, para calcular os valores médios e críticos sob diferentes projetos físicos, e para determinar se eles satisfazem os requisitos de desempenho especificados.

O desempenho depende do tamanho do registro e do número de registros no arquivo. Conseqüentemente, devemos estimar esses parâmetros para cada arquivo. Além disso, deveríamos calcular os padrões de crescimento das atualizações e das consultas, nos arquivos, para todas as transações. Atributos usados para selecionar registros deveriam ter caminhos de acesso primários e índices secundários construídos para eles. Estimativas de crescimento de arquivo ou do tamanho do registro, por causa de novos atributos ou do número de registros, também deveriam ser consideradas durante o projeto físico do banco de dados.

O resultado da fase de projeto físico do banco de dados é a determinação *inicial* das estruturas de armazenamento e dos caminhos de acesso para os arquivos do banco de dados. Quase sempre é necessário modificar o projeto, com base no desempenho observado, depois da implementação do sistema de banco de dados. Incluiremos essa atividade de **sintonização (tuning) do banco de dados** na próxima fase, e cobriremos esse tópico dentro do contexto de otimização de consultas no Capítulo 16.

12.2.6 Fase 6: Implementação e Sintonização do Sistema de Banco de Dados

Depois que os projetos lógicos e físicos são completados, podemos implementar o sistema de banco de dados. Essa responsabilidade é normalmente do DBA, e é levada a cabo com os projetistas. Declarações DDL (linguagem de definição de dados), inclusive SDL (linguagem de definição de armazenamento), do SGBD selecionado, são compiladas e usadas para criar o esquema do banco de dados (vazio) e os arquivos. O banco de dados pode ser, então, **carregado** com os dados. Se os dados forem convertidos de outro sistema, podem ser necessárias **rotinas de conversão** para reformatá-los antes de carregá-los no novo banco de dados.

As transações do banco de dados devem ser implementadas pelos programadores de aplicações, a partir das especificações conceituais das transações, escrevendo e testando o código dos programas com comandos DML embutidos. Uma vez prontas as transações, e os dados já carregados no banco de dados, terminam as fases de projeto e implementação e começa a fase operacional do sistema de banco de dados.

A maioria dos sistemas inclui monitoramento para estatísticas de desempenho, que são mantidas no catálogo do sistema ou no dicionário de dados para análise posterior. Essas estatísticas incluem no número de chamadas de transações para consultas predefinidas, atividade de entrada/saída em arquivos, contagem de páginas de arquivos ou registros de índice e freqüência de uso de índices. Como os requisitos do sistema de banco de dados mudam, freqüentemente é necessário adicionar ou remover tabelas e reorganizar alguns arquivos, mudando métodos de acesso primários, excluindo ou definindo novos índices.

Para melhorar o desempenho, podem ser reescritas algumas consultas ou transações. A sintonização do banco de dados continua ao longo de sua existência, considerando que possam ser descobertos problemas de desempenho e que os requisitos possam mudar.

12.3 Uso de Diagramas UML como Apoio para a Especificação de Projeto de Banco de Dados[6]

12.3.1 UML como um Padrão de Especificação de Projeto

Na primeira seção deste capítulo, discutimos em detalhes como as organizações trabalham com sistemas de informação e elaboram as várias atividades no ciclo de vida do sistema de informação. Os bancos de dados são parte integrante dos sistemas de informação na maioria das organizações. As fases de projeto de banco de dados se iniciam na análise de requisitos e seguem até a implementação do sistema; a sintonização foi introduzida no final da Seção 12.1 e discutida em detalhes na Seção 12.2. A indústria sempre tem necessidade de fazer algumas aproximações padrão para cobrir esse espectro inteiro de análise de requisitos, além da modelagem, do projeto, da implementação e da manutenção. A abordagem que está recebendo grande atenção e aceitabilidade, e que também é proposta como padrão pelo OMG (Grupo de Administração de Objeto), é a UML — **Unified Modeling Language** (Linguagem Unificada de Modelagem). Ela proporciona um mecanismo, na forma de notação diagramática, associado a uma sintaxe de linguagem para cobrir todo o ciclo de vida. Atualmente, a UML é usada pelos desenvolvedores de software, modeladores e projetistas de dados, arquitetos de banco de dados etc. para definir a especificação detalhada de uma aplicação. Eles também a usam para especificar o ambiente, que consiste em software, comunicação e hardware, e para implementar e manter a aplicação.

A UML combina conceitos aceitos de muitos métodos de OO e metodologias (notas bibliográficas para as metodologias que contribuíram para orientar a UML). Ela é aplicável a qualquer domínio e linguagem — é plataforma-independente; assim, os arquitetos de software podem modelar, em UML, qualquer tipo de aplicação, rodando em qualquer sistema operacional, linguagem de programação ou rede, tornando a abordagem amplamente aplicável. Ferramentas como a Rational Rose são comuns hoje para desenhar os diagramas da UML — elas permitem ao desenvolvedor de software criar modelos claros e inteligíveis para especificação, visualização, construção e documentação de componentes dos sistemas de software. Como a UML apóia extensamente o desenvolvimento de software e aplicações, não a cobriremos integralmente aqui. Nossa meta é mostrar algumas das notações pertinentes da UML, que são geralmente usadas na coleta e na análise de requisitos, também nas fases do projeto conceitual (fases 1 e 2 da Figura 12.1). A metodologia de desenvolvimento de aplicação detalhada usando a UML está fora do objetivo deste livro, mas pode ser encontrada em vários livros didáticos dedicados a projeto orientado a objeto, criação de software e UML (notas bibliográficas).

Os diagramas de classe, que são o resultado do projeto conceitual do banco de dados, já foram discutidos nas seções 3.8 e 4.6. Para chegar aos diagramas de classe, podem ser colhidas e especificadas as informações por meio dos diagramas de caso de uso, diagrama de seqüência e diagramas de estados. Até o fim desta seção, introduziremos brevemente os diferentes tipos de diagramas UML para dar ao leitor uma idéia de sua extensão. Apresentaremos, em seguida, uma pequena aplicação-exemplo para ilustrar a utilização dos casos de uso, seqüência e estados, e para mostrar como eles eventualmente orientam o diagrama de classe, bem como o projeto conceitual final. Os diagramas apresentados nesta seção pertencem à notação UML padrão e foram confeccionados pela ferramenta Rational Rose. A Seção 12.4 será dedicada a uma discussão geral do uso da Rational Rose em projetos de aplicação de banco de dados.

12.3.2 A UML para Projeto de Aplicação de Banco de Dados

A comunidade de banco de dados passou a adotar a UML, e atualmente muitos projetistas de banco de dados e desenvolvedores estão usando a UML para modelagem de dados, bem como nas fases subseqüentes do projeto. A vantagem da UML é que, embora seus conceitos estejam baseados em técnicas orientadas a objeto, os modelos resultantes de estrutura e comportamento podem ser usados para projetar tanto bancos de dados relacionais quanto orientados a objeto e objeto-relacionais (capítulos 20 a 22 — definição de banco de dados orientado a objeto e objeto-relacional). Já dissemos que os **Diagramas de Classe** da UML são semelhantes aos de ER e EER das seções 3.8 e 4.6, respectivamente. Eles fornecem uma especificação estrutural do esquema de banco de dados em um senso orientado a objeto, mostrando o nome, os atributos e as operações de cada classe. Sua função geral é descrever a coleção de objetos de dados e seus relacionamentos, o que é compatível com a meta do projeto conceitual de banco de dados.

---

6 A contribuição de Abrar Ul-Haque para as seções de UML e Rational Rose foi muito importante.

Uma das principais contribuições da abordagem UML foi juntar os profissionais tradicionais de modelagem do banco de dados, os analistas e os projetistas aos desenvolvedores de aplicações de software. Na Figura 12.1 mostramos as fases de projeto e implementação de banco de dados e como elas se aplicam a esses dois grupos. A UML pôde propor uma notação comum, ou um metamodelo, que pode ser adotada por ambas as comunidades e adaptada às suas necessidades. Embora tenhamos nos dedicado somente ao aspecto estrutural da modelagem nos capítulos 3 e 4, a UML também nos permite fazer a modelagem estrutural e/ou comportamental, introduzindo vários tipos de diagramas. Como resultado, tem-se uma especificação/descrição mais completa da aplicação global de banco de dados. Nas próximas seções, resumiremos primeiro os diferentes diagramas da UML e, então, daremos um exemplo de caso de uso, seqüência e estado em uma aplicação. Um estudo de caso completo do desenvolvimento de aplicação de banco de dados é apresentado no Apêndice B, no site deste livro.

12.3.3 Os Diferentes Diagramas da UML

A UML define nove tipos de diagramas, divididos em duas categorias.

Diagramas estruturais. Descrevem as relações estruturais ou estáticas entre componentes. Compreendem o Diagrama de Classe, o Diagrama de Objeto, o Diagrama de Componentes e o Diagrama de Desenvolvimento.

Diagramas de comportamento. Seu propósito é descrever as relações de comportamento ou a dinâmica entre componentes. Compreendem o Diagrama de Caso de Uso, o Diagrama de Seqüência, o Diagrama de Colaboração, o Diagrama de Estado e o Diagrama de Atividade.

Faremos, abaixo, uma breve apresentação dos nove tipos. Os diagramas estruturais compreendem:

A. Diagramas de Classe

Os diagramas de classe capturam a estrutura estática do sistema e servem de base para outros modelos. Eles mostram classes, interfaces, colaborações, dependências, generalizações, associação e outros relacionamentos. Os diagramas de classe são muito úteis para modelagem do esquema conceitual de banco de dados. Mostramos exemplos de diagramas de classe para o esquema de banco de dados de uma empresa na Figura 3.16 e para uma hierarquia de generalização na Figura 4.10.

Diagramas de pacote. Diagramas de pacote são subconjuntos dos diagramas de classe. Servem para organizar os elementos do sistema em grupos correlacionados chamados pacotes. Um pacote pode ser uma coleção de classes relacionadas e seus relacionamentos. Os diagramas de pacote ajudam a minimizar as dependências em um sistema.

B. Diagramas de Objeto

Os diagramas de objeto mostram um conjunto de objetos e seus relacionamentos. Eles correspondem ao que chamamos de diagramas de instâncias nos capítulos 3 e 4. Eles dão uma visão estática do sistema em um momento particular e normalmente são usados para testar a precisão dos diagramas de classe.

C. Diagramas de Componentes

Os diagramas de componentes ilustram a organização e as dependências entre os componentes de software. Um diagrama de componente consiste em componentes, interfaces e relacionamentos de dependência. Um componente pode estar em código-fonte, *run-time* (*tempo de execução*) ou executável. É um bloco físico no sistema e é representado por um retângulo com dois retângulos menores ou abas em seu lado esquerdo. Uma interface é um grupo de operações usado ou criado por um componente e normalmente é representado por um círculo pequeno. O relacionamento de dependência é usado para modelar o relacionamento entre dois componentes, e é representado por uma seta pontilhada que aponta o componente do qual ele depende. Para bancos de dados, o diagrama de componentes representa dados armazenados, tais como tabelas ou partições. Interfaces referem-se às aplicações que usam os dados armazenados.

D. Diagramas de Desenvolvimento

Os diagramas de desenvolvimento representam a distribuição de componentes (executáveis, bibliotecas, tabelas, arquivos) pela topologia de hardware. Eles descrevem os recursos físicos de um sistema, inclusive nodos, componentes e conexões, e são usados para mostrar a configuração dos elementos em tempo de execução (os nós) e os processos de software que neles residem (*threads*).

Descreveremos, agora, os diagramas de comportamento, expandindo aqueles que forem de interesse particular.

E. Diagramas de Caso de Uso

Os diagramas de caso de uso são usados para modelar as interações funcionais entre os usuários e o sistema. Um **cenário** é uma sucessão de passos que descrevem uma interação entre um usuário e o sistema. Um **caso de uso** é um conjunto de cenários que

têm uma meta comum. O diagrama de caso de uso foi introduzido por Jacobson[7] para visualização dos casos de uso. O **diagrama de caso de uso** mostra os atores interagindo e pode ser facilmente entendido, mesmo sem conhecimento de nenhuma notação. Um caso de uso em particular é representado por uma elipse e representa uma tarefa específica executada pelo sistema. Um **ator**, simbolizado por uma pessoa com uma seta, representa um usuário externo que pode ser uma pessoa, um grupo representativo de usuários, um papel representado por uma pessoa na organização, ou qualquer coisa externa ao sistema. O diagrama de caso de uso mostra as interações possíveis do sistema (em nosso caso, um sistema de banco de dados) e descreve como os casos de uso executam tarefas específicas do sistema. Como eles não especificam nenhum detalhe de implementação e são muito fáceis de entender, são um bom veículo de comunicação entre os usuários finais e os desenvolvedores, e agilizam a validação do usuário. Planos de teste podem ser gerados facilmente usando os diagramas de caso de uso. A Figura 12.7 mostra a notação do diagrama de caso de uso. O relacionamento ***include*** é usado para fatorar um comportamento comum entre dois ou mais casos de uso originais — é uma forma de reuso. Por exemplo, no ambiente universitário mostrado na Figura 12.8, o caso de uso 'matrícula em curso' e 'informa grade', nos quais aluno e professor são os atores envolvidos, incluem um caso de uso comum chamado valida usuário. Se um caso de uso incorpora dois ou mais cenários significativamente diferentes, baseado em circunstâncias ou condições variadas, o relacionamento ***extend*** é usado para mostrar os subcasos vinculados ao caso básico (Figura 12.7).

Diagramas de interação. Os diagramas de interação são usados para modelar os aspectos dinâmicos de um sistema. Eles consistem basicamente em um conjunto de troca de mensagens entre um conjunto de objetos. Há dois tipos de diagramas de interação: Seqüência e Colaboração.

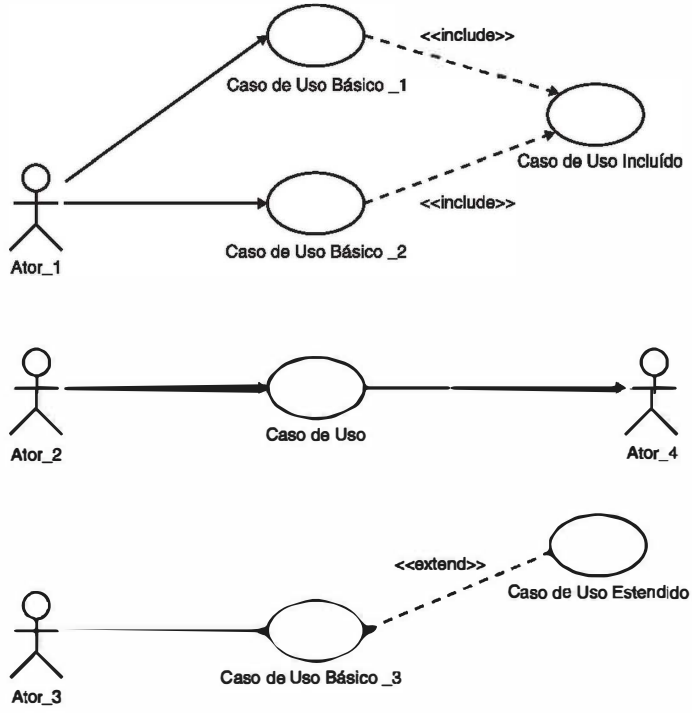


FIGURA 12.7 A notação do diagrama de caso de uso.

7 Veja Jacobson *et al.* (1992).

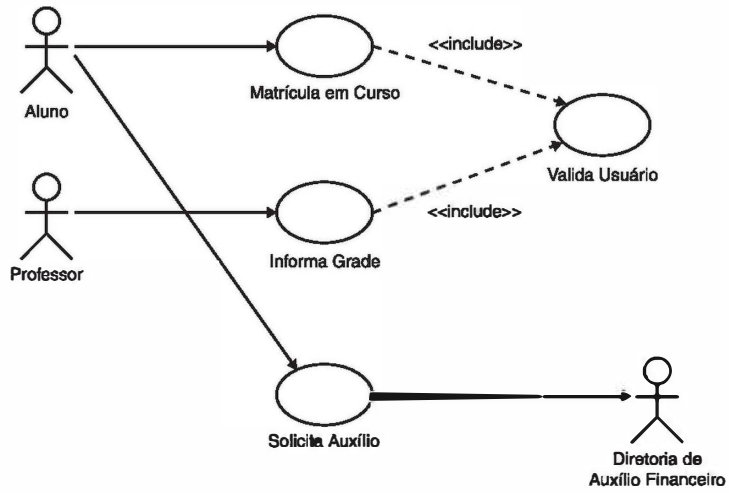


FIGURA 12.8 Um exemplo de diagrama de caso de uso para um banco de dados universitário.

F. Diagramas de Seqüência

Os diagramas de seqüência descrevem as interações entre os vários objetos ao longo do tempo. Eles fornecem uma visão dinâmica do sistema mostrando basicamente o fluxo de mensagens entre os objetos. Em um diagrama de seqüência, um objeto ou um ator é mostrado como uma caixa no topo de uma linha vertical, chamada **linha da vida do objeto**. Para um banco de dados, esse objeto é normalmente alguma coisa física (como um livro em uma livraria), que poderia estar contida no banco de dados: um documento externo ou formulário, como um impresso para pedidos, ou uma tela para apresentação, que pode ser parte de uma interface com o usuário. A linha da vida representa a existência do objeto ao longo do tempo. A **ativação** indica quando um objeto está executando uma ação e é representada por uma caixa retangular na linha da vida. Cada mensagem é representada por uma seta entre as linhas da vida de dois objetos. Uma mensagem ostenta um nome e pode ter argumentos e informações de controle para explicar a natureza da interação. A ordem de leitura das mensagens é de cima para baixo. Um diagrama de seqüência também dá opção para autochamada, que é basicamente uma mensagem de um objeto para si próprio. Também podem ser mostrados no diagrama de seqüência **condições** e **marcadores de repetição**, a fim de especificar quando uma mensagem deve ser enviada e a condição de envio com múltiplos marcadores. Uma linha de retorno mostra uma mensagem de retorno e é opcional, a menos que tenha um significado especial. A eliminação de um objeto é mostrada com um X. A Figura 12.9 explica a notação do diagrama de seqüência.

G. Diagramas de Colaboração

Os diagramas de colaboração representam interações entre objetos como séries de mensagens seqüenciadas. Nos diagramas de colaboração, a ênfase está na organização estrutural dos objetos que enviam e recebem mensagens, enquanto nos diagramas de seqüência a ênfase está na ordenação temporal das mensagens. Os diagramas de colaboração mostram os objetos como ícones e numeram as mensagens; a numeração das mensagens representa sua ordenação. O plano espacial do diagrama de colaboração permite acoplamentos entre objetos que mostram seus relacionamentos estruturais. Usar o diagrama de colaboração ou o de seqüência para representar interações é uma questão de escolha; usaremos apenas os diagramas de seqüência a partir de agora.

H. Diagramas de Estado

Os diagramas de estado descrevem as mudanças de estado de um objeto em relação a eventos externos.

Para descrever o comportamento de um objeto é comum, na maioria das técnicas de orientação a objeto, criar um diagrama de estado para mostrar todos os possíveis estados que um objeto pode assumir durante sua existência. O diagrama de estado da UML é baseado no diagrama de estado de David Harel.[8] Ele mostra uma máquina de estados constituída basicamente de estados, transições, eventos e ações, e é muito útil no projeto conceitual de aplicações que trabalham com objetos armazenados no banco de dados.

8 Veja Harel (1987).

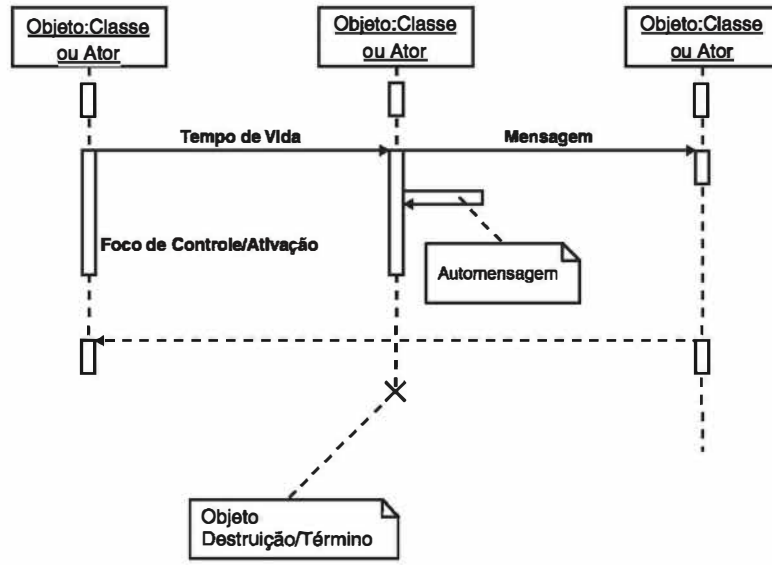


FIGURA 12.9 A notação do diagrama de seqüência.

Os elementos importantes de um diagrama de estado, mostrados na Figura 12.10, são os seguintes:

- Estados: mostrados como caixas com cantos arredondados, representam situações na vida de um objeto.
- Transições: mostradas como setas sólidas entre os estados, representam os caminhos entre os estados diferentes de um objeto. São rotuladas pelo nomedoevento [guarda]/ação; o evento ativa a transição e a ação é o seu resultado. *Guarda* é uma condição adicional e opcional que especifica uma condição sob a qual a mudança de estado pode não acontecer.
- *Start*/Estado Inicial: mostrado por um círculo sólido, com uma seta de partida para um estado.
- *Stop*/Estado Final: mostrado por um círculo cheio com linha dupla, e com uma seta vinda de um estado, apontando para ele.

Os diagramas de estado são úteis para especificar como a reação de um objeto a determinada mensagem depende de seu estado. Um evento é algo feito a um objeto, como o envio de uma mensagem; uma ação é algo que um objeto faz, como enviar uma mensagem.

I. Diagramas de Atividade

Os diagramas de atividade apresentam uma visão dinâmica do sistema, modelando o fluxo de controle de uma atividade para outra. Podem ser considerados fluxogramas com estados. Uma atividade é um estado de 'fazer alguma coisa', que poderia ser um processo do mundo real ou uma operação em alguma classe do banco de dados. Normalmente, os diagramas de atividade são usados para modelar o fluxo de trabalho e as operações empresariais internas para uma aplicação.

12.3.4 Um Exemplo de Modelagem e Projeto: Banco de Dados Universitário

Nesta seção ilustraremos brevemente o uso dos diagramas da UML, apresentando o projeto de um banco de dados relacional para controle universitário. Será omitido um grande número de detalhes para economia de espaço; só o uso genérico desses diagramas, que conduzirão ao projeto conceitual e ao projeto dos componentes do programa, será ilustrado. Como afirmamos antes, o SGBD final, no qual esse banco de dados será implementado, pode ser relacional, orientado a objeto ou objeto-relacional. Isso não mudará a análise e a modelagem da aplicação que usa os diagramas UML.

Imagine um cenário em que alunos se matriculem em cursos que são oferecidos por professores. A secretaria é encarregada da programação dos cursos e da manutenção de um catálogo sobre eles. Ela tem autoridade para adicionar e cancelar cursos, além de promover alterações. Também são fixados limites de matrículas para os cursos. A diretoria de ajuda financeira processa as aplicações de apoio aos alunos, à qual eles devem solicitar auxílio. Suponha que temos de projetar um banco de

dados que mantém os dados sobre alunos, professores, cursos, ajuda etc. Também queremos projetar uma aplicação que nos permita fazer a inscrição no curso, o processamento do formulário de ajuda financeira e a manutenção de um grande catálogo de cursos da universidade na secretaria de registro. Os requisitos anteriores podem ser descritos por uma série de diagramas UML, como mostraremos adiante.

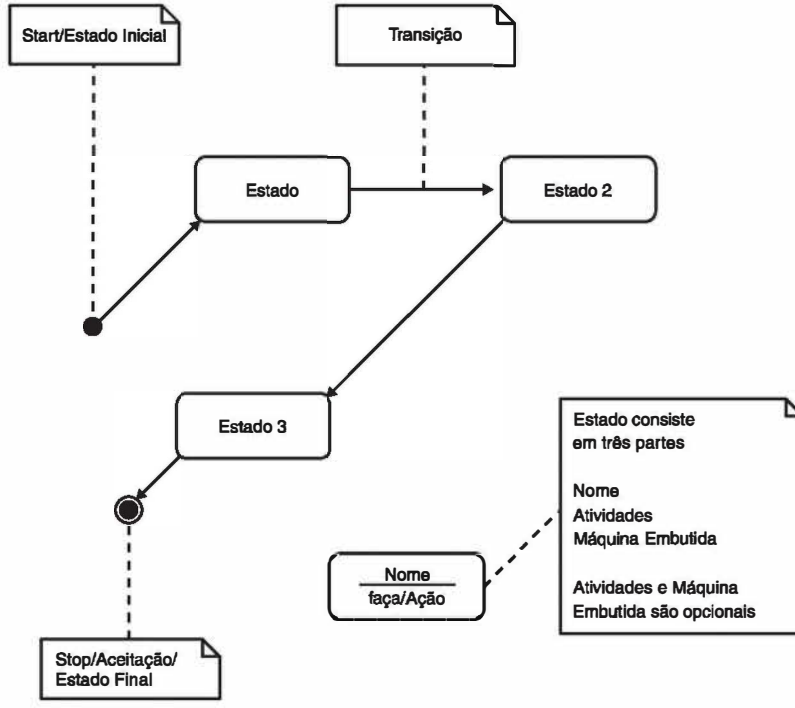


FIGURA 12.10 A notação do diagrama de estado.

Como previamente mencionado, um dos primeiros passos envolvidos no projeto de um banco de dados é a coleta dos requisitos do cliente, e o melhor modo para fazer isso é usar o diagrama de caso de uso. Suponha que um dos requisitos do banco de dados universitário seja permitir que os professores entrem com a grade dos cursos que irão ministrar, que os alunos possam se matricular nos cursos e solicitar ajuda financeira. O diagrama de caso de uso, que corresponde a esses casos, pode ser desenhado como mostra a Figura 12.8.

É útil também, quando se projeta um sistema, representar graficamente alguns dos estados que o sistema pode assumir. Isso ajuda a visualização dos vários estados do sistema durante o curso da aplicação. Por exemplo, em nosso banco de dados universitário, os vários estados pelos quais o sistema passa quando é aberta a inscrição para um curso com 50 vagas podem ser representados pelo diagrama de estado da Figura 12.11. Note que são mostrados os estados de um curso enquanto as matrículas estão abertas. Durante o estado de matrícula, a transição 'Matricula Aluno' continua enquanto o número de alunos matriculados for menor que 50.

Prontos os diagramas de caso de uso e de estado, podemos fazer o diagrama de seqüência para visualizar a execução dos casos de uso. Para o banco de dados universitário, o diagrama de seqüência corresponde ao caso de uso: o aluno faz inscrição e seleciona um curso em particular para se matricular — isso é mostrado na Figura 12.12. São conferidos os pré-requisitos e a capacidade do curso; então o curso é acrescentado ao horário do aluno se os pré-requisitos forem atendidos e se houver vaga.

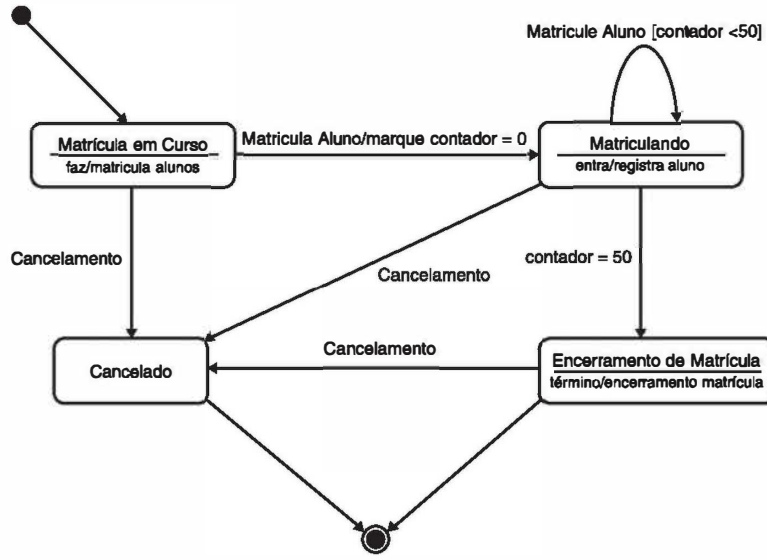


FIGURA 12.11 Um exemplo de diagrama de estado para o banco de dados universitário.

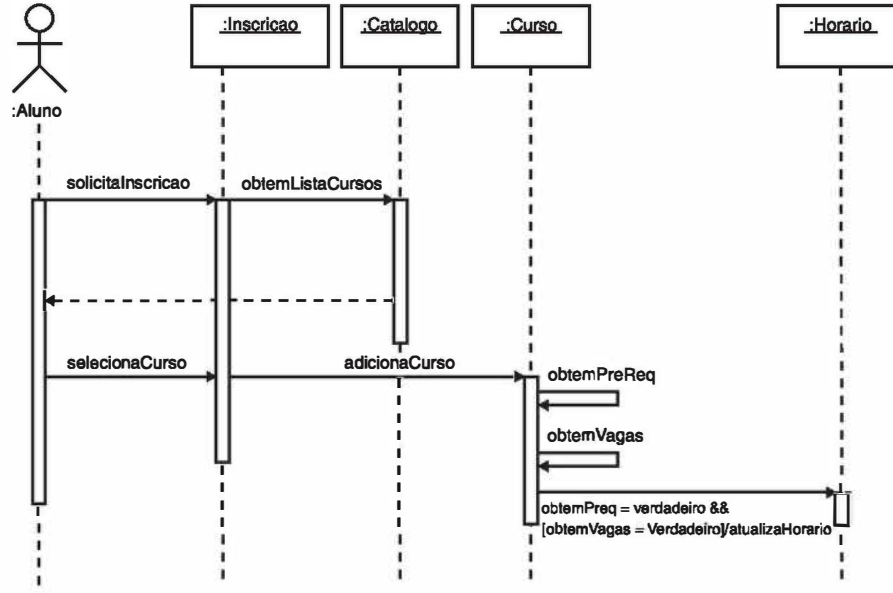


FIGURA 12.12 Diagrama de seqüência para o banco de dados universitário.

Os diagramas UML anteriores *não* são a especificação completa do banco de dados universitário. Haverá outros casos de uso com o registrador como ator, ou o aluno comparecendo a um exame e colando grau no curso etc. Uma metodologia completa de como chegar aos diagramas de classe, a partir dos diversos diagramas ilustrados acima, está fora de nossa pretensão aqui. Isso será explicado mais adiante, no estudo de caso (Apêndice B, no site deste livro). Metodologias de projeto ainda são sujeitas a julgamentos, preferências pessoais etc., porém, podemos ter certeza de que o diagrama de classe responderá por todas as especificações que foram determinadas pelos casos de uso, diagramas de estado e seqüência. O diagrama de classe, na

Figura 12.13, mostra as classes com seus relacionamentos estruturais e as operações dessas classes, que foram derivadas desses diagramas. Essas classes precisarão ser implementadas para desenvolver o banco de dados da universidade e, com as operações, implementarão a aplicação completa da classe horário/matrícula/auxílio. Para melhor compreensão, somente os atributos mais importantes são mostrados nas classes, com certos métodos originados pelos diagramas mostrados. É concebível que esses diagramas de classe sejam constantemente atualizados, e mais detalhes sejam especificados e mais funções envolvidas na aplicação universitária.

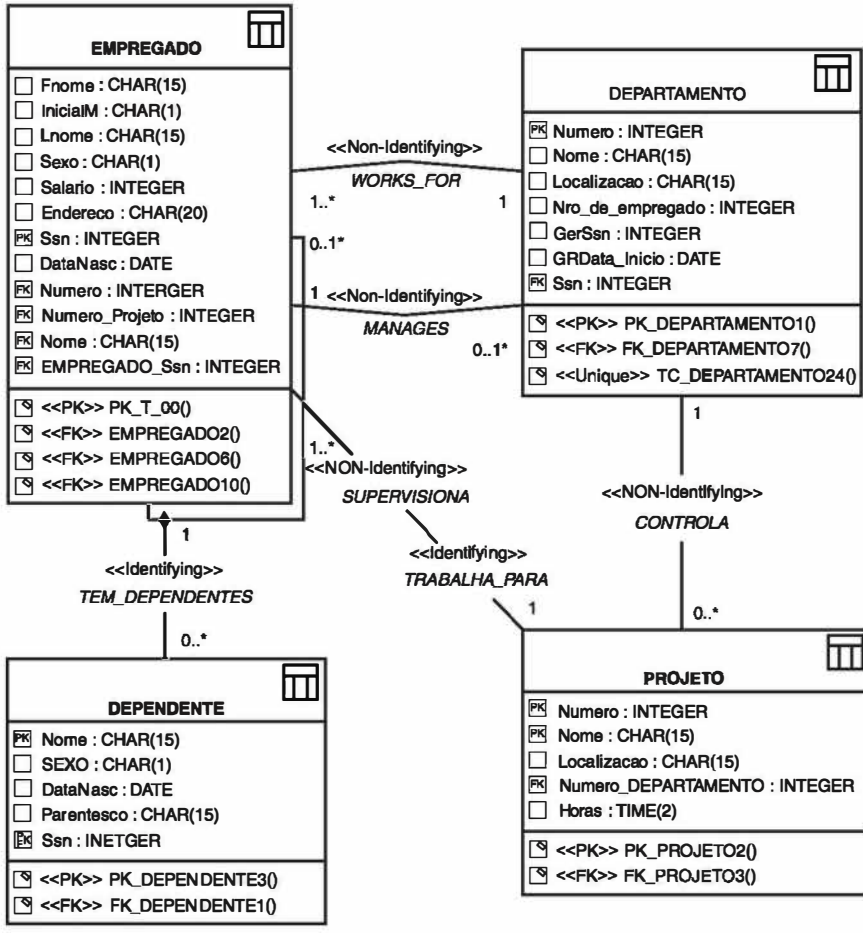


FIGURA 12.13 Um diagrama gráfico de modelo de dados em Rational Rose.

12.4 Rational Rose, uma Ferramenta de Projeto Baseada em UML

12.4.1 Rational Rose para Projeto de Banco de Dados

A Rational Rose é uma das ferramentas de modelagem mais importantes usadas na indústria para o desenvolvimento de sistemas de informação. Como mostramos nas primeiras duas seções deste capítulo, o banco de dados é um componente central da maioria dos sistemas de informação e, conseqüentemente, a Rational Rose possibilita a especificação inicial em UML que, no final, conduz ao desenvolvimento do banco de dados. Foram feitas muitas extensões para modelagem de dados nas mais recentes versões da Rose, e atualmente ela dá suporte para projeto e modelagem conceitual, lógica e física do banco de dados.

12.4.2 Rational Rose Data Modeler

Rational Rose Data Modeler é uma ferramenta de modelagem visual para bancos de dados. Uma das razões para sua popularidade é que, diferentemente das demais ferramentas de modelagem de dados, ela é baseada em UML. Seu uso proporciona uma ferramenta comum e uma linguagem para cobrir falhas de comunicação entre projetistas de banco de dados e desenvolvedores de aplicação; possibilita também o trabalho conjunto de projetistas de banco de dados, desenvolvedores e analistas, na captura e no compartilhamento dos requisitos empresariais, acompanhando suas alterações ao longo do processo. Também permite que os projetistas modelem e projetem todas as especificações na mesma plataforma, que usa a mesma notação — isso melhora o processo de projeto e reduz o risco de erros.

Outra importante vantagem da Rose é sua capacidade de processo de modelagem que permite modelar o comportamento do banco de dados, como vimos no pequeno exemplo acima, na forma de diagramas de caso de uso, seqüência e estado. Há ainda os diagramas de colaboração, para mostrar interações entre objetos, e o diagrama de atividade para modelar o fluxo de controle, que não elaboramos. A meta é, tanto quanto possível, gerar a especificação do banco de dados e o código da aplicação. Com a Rational Rose Data Modeler podemos definir gatilhos, procedimentos armazenados etc. explicitamente no diagrama (o Capítulo 24 mostra os bancos de dados ativos que contêm essas características) em vez de representá-los como valores escondidos atrás dos cenários. O Data Modeler também proporciona capacidade de engenharia avante no banco de dados, em termos de possibilitar atualizações constantes dos requisitos, e de engenharia reversa para o projeto conceitual de um banco de dados já implementado.

12.4.3 Modelagem de Dados Usando o Modelador de Dados da Rational Rose

Há muitas ferramentas e opções disponíveis para modelagem de dados no Rational Rose Modeler. O modelador de dados da Rational Rose permite criar um modelo de dados com base na estrutura do banco de dados, ou criar um banco de dados baseado no modelo de dados.

Engenharia Reversa. A engenharia reversa de um banco de dados permite que o usuário crie um modelo de dados baseado na estrutura de banco de dados. Se tivermos um banco de dados criado em um SGBD, ou nos arquivos DDL, podemos usar a ferramenta (*wizard*) de engenharia reversa do modelador de dados da Rational Rose para gerar um modelo de dados conceitual. O *wizard* de engenharia reversa lerá o esquema básico do banco de dados, ou os arquivos DDL, e os transformará em um modelo de dados. Enquanto faz isso, incluirá também todos os nomes identificadores das entidades.

Engenharia Avante e Gerador de DDL. Poderemos criar também, a partir do zero, um modelo[9] de dados na Rational Rose. Criado o modelo de dados, podemos usá-lo para gerar DDLs em um SGBD específico. Há um *wizard* de engenharia avante no modelador que lê o esquema no modelo de dados ou lê ambos, o esquema do modelo de dados e as tabelas no modelo de armazenamento de dados, e cria o código DDL apropriado, gerando um arquivo DDL. O *wizard* também proporciona a opção de gerar um banco de dados executando o arquivo DDL gerado.

Projeto Conceitual em Notação UML. Como mencionado anteriormente, uma das principais vantagens da Rose é viabilizar a modelagem do banco de dados usando notação UML. O diagrama ER, freqüentemente usado no projeto conceitual de bancos de dados, pode ser facilmente construído usando a notação UML, por meio dos diagramas de classe da Rational Rose. Por exemplo, o esquema ER do nosso exemplo de empresa do Capítulo 3 pode ser refeito na Rational Rose usando a notação UML como segue.

Ele pode ser convertido em forma gráfica usando a opção de diagrama dos dados modelo em Rose.

Os diagramas correspondem, em parte, a um esquema relacional (lógico), apesar de estarem em nível conceitual. Eles mostram os relacionamentos entre tabelas via chave primária (PK) — chave estrangeira (FK). A **identificação de relacionamentos** especifica que uma tabela filha não pode existir sem a tabela pai (tabelas dependentes), embora os **relacionamentos não-identificados** especifiquem uma associação regular entre duas tabelas independentes. Para um melhor e mais claro entendimento, as chaves estrangeiras aparecem automaticamente com um dos atributos das entidades filhas. É possível atualizar um esquema diretamente em seu texto ou forma gráfica. Por exemplo, o relacionamento entre EMPREGADO e PROJETO, chamado TRABALHA_EM, pode ser deletado e, automaticamente, a Rose cuidará de todas as chaves estrangeiras etc. na tabela.

---

9 O termo modelo de dados, usado pelo Rational Rose Modeler, corresponde à nossa noção de aplicação modelo.

Suporte a Bancos de Dados. Alguns dos SGBDs que são, atualmente, suportados pela Rational Rose:

- IBM DB2 versões para MVS e UDB 5.x, 6.x e 7.0.
- SGBD Oracle versões 7.x e 8.x.
- SGBD SQL Server QL versões 6.5, 7.0 & 2000.
- Sybase Adaptive Server versão 12.x.

SQL 92 Data Modeler não faz engenharia reversa ANSI SQL 92 DDLs, mas pode criar modelos de dados para DDLs em engenharia avante SQL.

Convertendo Modelo de Dados Lógico para Modelo de Objetos e Vice-Versa. O modelador de dados da Rational Rose também proporciona uma opção para converter um projeto de banco de dados lógico em um projeto no modelo de objeto, e vice-versa. Por exemplo, o modelo de dados lógico, mostrado na Figura 12.14, pode ser convertido num modelo de objetos. Esse tipo de mapeamento permite entendimento profundo do relacionamento entre o modelo lógico e o banco de dados, e ajuda a mantê-los atualizados em relação às mudanças que ocorrem durante o processo de desenvolvimento. A Figura 12.16 mostra a tabela Empregado depois de convertê-la em uma classe do modelo de objetos. As várias abas da janela podem, então, ser usadas para entrada/apresentação (*enter/display*) dos diferentes tipos de informação. Elas incluem operações, atributos e relacionamentos para aquela classe.

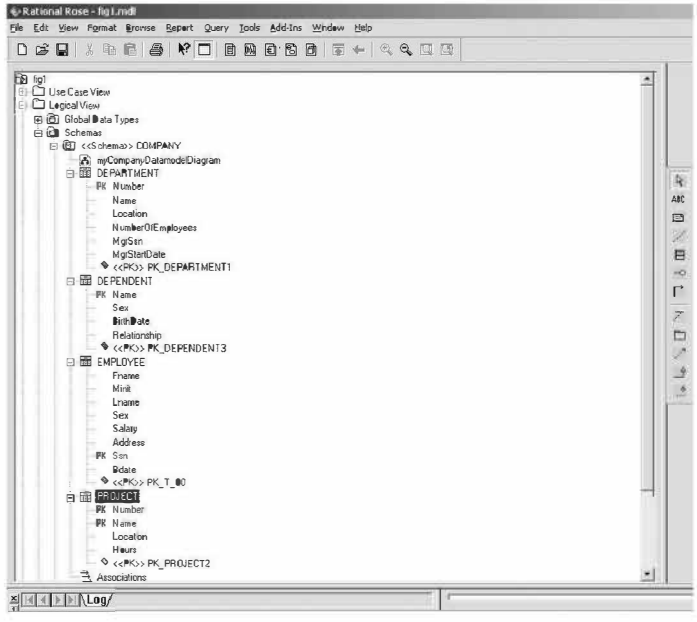


FIGURA 12.14 Definição de um diagrama do modelo lógico de dados em Rational Rose.

Sincronização entre o Projeto Conceitual e o Banco de Dados Real. O modelador de dados Rose também permite manter o modelo e o banco de dados sincronizados e visualizá-los, e então, com base nas diferenças, dar a opção de atualizar o modelo ou mudar o banco de dados.

Amplo Suporte a Domínio. O modelador de dados permite que os projetistas do banco de dados criem um conjunto padrão de dados, definidos pelo usuário, e os associem a qualquer coluna do modelo de dados. As propriedades do domínio são, então, propagadas pelas colunas associadas. Esses domínios podem ser, então, mantidos por um grupo padrão e aplicados por todos os modeladores quando da criação de novos modelos usando o Rational Rose Framework.

Fácil Comunicação entre Grupos de Projeto. Como mencionado anteriormente, usar uma ferramenta comum possibilita uma comunicação fácil entre os grupos. No modelador de dados, um desenvolvedor de aplicação pode aces-

sar tanto o modelo de objetos quanto o de dados e ver como eles estão relacionados, e assim fazer escolhas melhores e mais embasadas de como construir os métodos de acesso aos dados. Há também a opção de usar o ***Rational Rose Web Publisher*** para permitir que os modelos, e os metadados sob esses modelos, estejam disponíveis a todos os grupos.

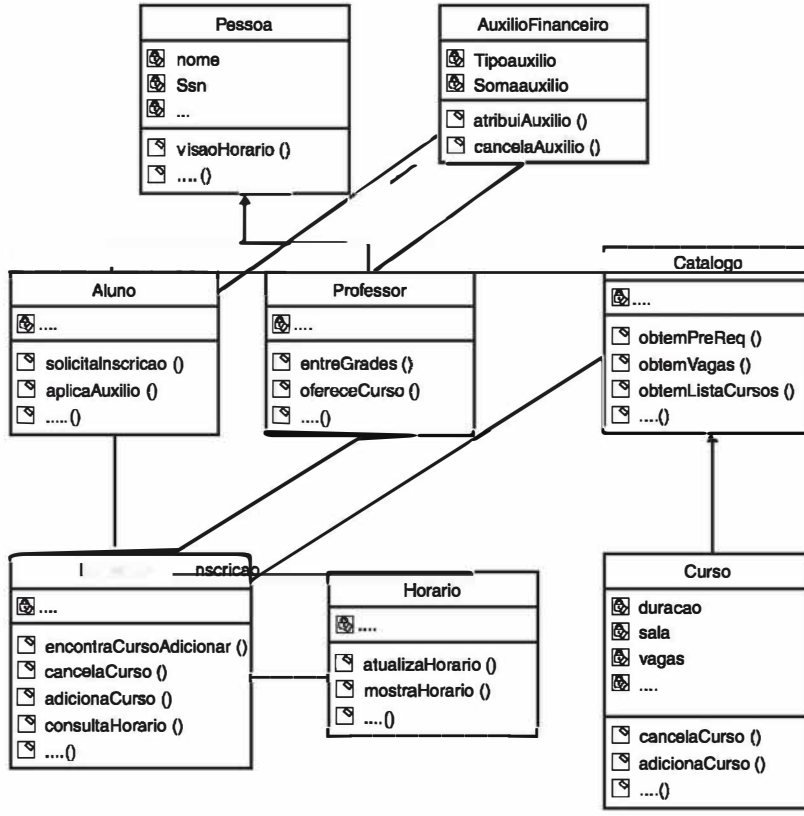


FIGURA 12.15 O projeto do banco de dados universitário como diagrama de classe.

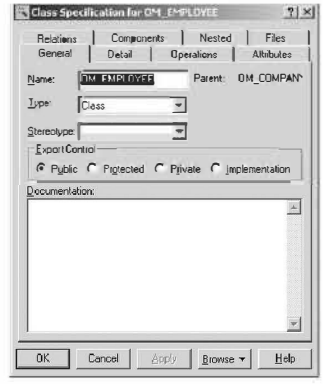


FIGURA 12.16 A classe OM_EMPLOYEE que corresponde à tabela empregado na Figura 12.14.

O que descrevemos até aqui corresponde apenas a uma visão parcial da capacidade da ferramenta, relacionada às fases de projeto conceitual e lógico da Figura 12.1. A gama inteira dos diagramas UML, que descrevemos na Seção 12.3, pode ser desenvolvida e mantida em Rose. Para detalhes adicionais, o leitor deve recorrer à literatura do produto. O Apêndice B, no site deste livro, desenvolve um estudo de caso completo com a ajuda dos diagramas UML e mostra o desenvolvimento do projeto em suas diferentes fases. A Figura 12.17 dá uma versão do diagrama de classe da Figura 3.16 usando a Rational Rose.

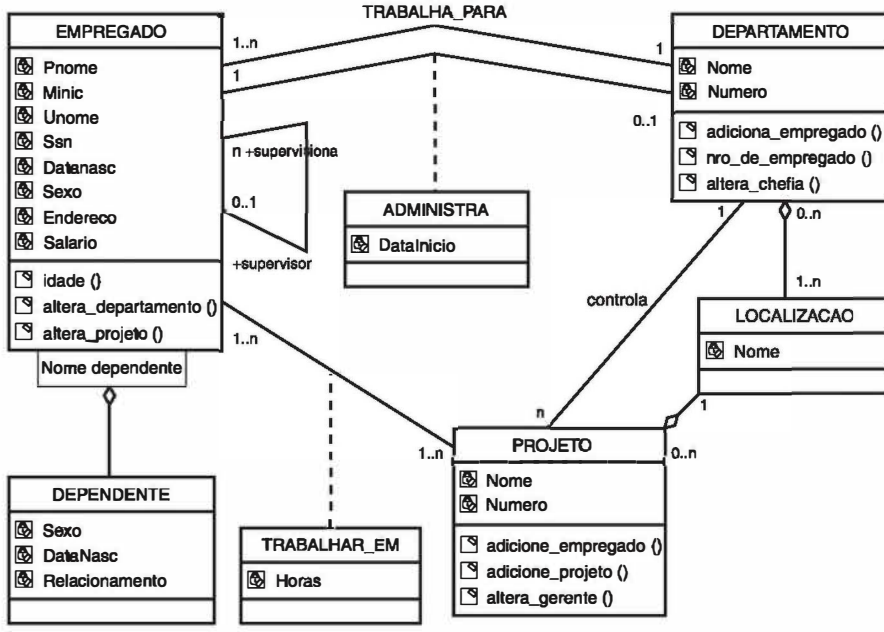


FIGURA 12.17 Diagrama de classe para o banco de dados empresa (Figura 3.16) gerado pela Rational Rose.

12.5 Ferramentas Automatizadas para Projeto de Banco de Dados

A atividade de projeto de banco de dados desenvolve, predominantemente, a Fase 2 (projeto conceitual), a Fase 4 (mapeamento do modelo de dados ou projeto lógico) e a Fase 5 (projeto físico do banco de dados) no processo de projeto que discutimos na Seção 12.2. A discussão da Fase 5 será adiada para o Capítulo 16, no contexto de otimização de consulta. Discutimos em detalhes as fases 2 e 4, com o uso da notação da UML na Seção 12.3, e pontuamos as características da ferramenta Rational Rose, que apóia essas fases. Como comentamos anteriormente, a Rational Rose é mais que uma ferramenta de projeto de banco de dados. Ela é também uma ferramenta de desenvolvimento de software e faz a modelagem do banco de dados e o esquema do projeto na forma de diagramas de classe, parte da metodologia global de desenvolvimento de uma aplicação orientada a objeto. Nesta seção resumiremos as características e as lacunas do conjunto de ferramentas comerciais focadas na automatização do processo de projeto conceitual, lógico e físico de bancos de dados.

Quando foi introduzida a tecnologia de banco de dados, a maioria dos projetos foi realizada manualmente por projetistas especializados, que usaram a sua experiência e o seu conhecimento no processo. Porém, pelo menos dois fatores indicavam que, se possível, alguma forma de automatização deveria ser utilizada:

1. Como as aplicações envolvem uma complexidade cada vez maior de dados, em termos de relacionamentos e restrições, o número de diferentes opções ou projetos para modelar a mesma informação aumenta rapidamente. Fica difícil de lidar manualmente com toda essa complexidade e com as correspondentes alternativas de projeto.
2. O tamanho total de alguns bancos de dados pode chegar a centenas de tipos entidade e relacionamento, fazendo com que a tarefa de administrar manualmente esses projetos seja quase impossível. As metas relacionadas ao processo de projeto, que descrevemos na Seção 12.2, rendem outro banco de dados a ser criado, mantido e consultado, como um banco de dados propriamente dito.

Os fatores anteriores deram origem a muitas ferramentas de projeto de banco de dados no mercado, que são colocadas na categoria geral de CASE (*Computer-Aided Software Engineering* — Engenharia de Software Apoiada por Computador). A Rational Rose é um bom exemplo de uma ferramenta moderna CASE. Normalmente essas ferramentas consistem em uma combinação das seguintes instalações:

1. *Diagramação*: Permite que o projetista crie um diagrama do esquema conceitual em alguma notação específica da ferramenta. A maioria das notações compreende tipos entidade, tipos relacionamento, que são mostrados como retângulos separados ou simplesmente como linhas ou setas; restrições de cardinalidade são mostradas ao lado das linhas ou em diferentes tipos de flechas ou como restrições min/max, atributos, chaves e assim por diante.[10] Algumas ferramentas exibem hierarquias de herança e uso de notação adicional para mostrar a natureza das generalizações: parciais ou totais, desjuntas ou sobrepostas. Os diagramas são armazenados internamente, como projetos conceituais, e estão disponíveis para alterações ou para geração de relatórios, listagem das referências cruzadas e outros.
2. *Modelo de mapeamento*: Implementa o algoritmo de mapeamento semelhante ao que apresentamos nas seções 9.1 e 9.2. O mapeamento é mais específico do sistema — a maioria das ferramentas gera esquemas em DDL SQL para Oracle, DB2, Informix, Sybase e outros SGBDRs. Essa parte da ferramenta é mais tranqüila para automatização. Se necessário, o projetista poderá editar os arquivos DDL produzidos.
3. *Normalização do projeto*: Utiliza um conjunto de dependências funcionais, que são fornecidas ao projeto conceitual ou depois que forem produzidos os esquemas relacionais durante o projeto lógico. Os algoritmos de decomposição de projeto do Capítulo 15 são aplicados para decompor as relações existentes em relações de formas normais mais altas. Em geral, as ferramentas falham ao não fornecer alternativas para a geração de projetos na 3FN ou na BCNF, de modo a permitir que o projetista possa fazer a seleção entre eles com base em algum critério como o número mínimo de relações ou a menor quantidade de armazenamento.

A maioria das ferramentas incorpora alguma forma de projeto físico, inclusive a escolha de índices. Existe toda uma gama de ferramentas separadas para monitoramento e avaliação de desempenho. O problema para sintonização de um projeto, ou para a implementação de banco de dados, ainda é essencialmente uma atividade controlada manualmente. Além das fases de projeto descritas neste capítulo, uma área em que quase não há apoio de ferramentas comerciais é a integração de visão (Seção 12.2.2).

Não analisaremos ferramentas de projeto de banco de dados aqui, apenas mencionaremos algumas características que uma boa ferramenta de projeto deve possuir:

1. *Uma interface fácil de usar*: Este fator é crítico, pois permite que os projetistas focalizem a tarefa, não o entendimento da ferramenta. Interfaces gráficas e ponto e clique são normalmente usadas. Poucas ferramentas, como a ferramenta de SECSI, usada na França, utilizam linguagem natural como entrada. Diferentes interfaces podem ser adaptadas a projetistas novatos ou especializados.
2. *Componentes analíticos*: As ferramentas deveriam fornecer componentes analíticos para tarefas que são difíceis de executar manualmente, como avaliar alternativas de projetos físicos ou detectar restrições contraditórias entre as visões. Esta área é fraca na maioria das ferramentas atuais.
3. *Componentes heurísticos*: Aspectos de projeto, que não podem ser quantificados precisamente, podem ser automatizados usando regras heurísticas, na ferramenta de projeto, para avaliar alternativas de projeto.
4. *Análise de intercâmbio*: Uma ferramenta deveria apresentar ao projetista uma análise comparativa adequada sempre que houvesse diversas alternativas de escolha. De forma ideal, as ferramentas deveriam incorporar uma análise dos efeitos das alterações de projeto, desde o projeto conceitual até o projeto físico. Por causa das muitas alternativas possíveis para o projeto físico em um determinado sistema, tal análise de intercâmbio é difícil de realizar, e a maioria das ferramentas atuais a evita.
5. *Exibição dos resultados de projeto*: Freqüentemente são exibidos, em forma diagramática, resultados de projeto, como os esquemas. Diagramas bem dispostos e que agradem esteticamente não são fáceis de ser gerados automaticamente. Projetos com diversos planos, fáceis de ler, são outro desafio. Outros tipos de resultados de projeto, como tabelas, listas ou relatórios, que são de fácil interpretação, também podem ser apresentados.
6. *Verificação de projeto*: Esta é uma característica altamente desejável. Seu propósito é verificar se o projeto resultante satisfaz os requisitos iniciais. A menos que os requisitos sejam capturados e representados internamente em alguma forma analisável, a verificação não pode ser empreendida.

---

10 Mostramos as notações dos diagramas de classe ER, EER e UML nos capítulos 3 e 4. Veja o Apêndice A para ter uma idéia dos diferentes tipos de notações diagramáticas usados.

Atualmente, há crescente consciência do valor das ferramentas de projeto, e elas estão se tornando um imperativo para lidar com os problemas de projeto de grandes bancos de dados. Também há uma conscientização cada vez maior de que o esquema do projeto e o projeto das aplicações deveriam seguir conjuntamente, e a tendência atual, entre as ferramentas CASE, é atender às duas áreas. A popularidade da Rational Rose deve-se ao fato de que ela se estende por dois ramos simultaneamente: o processo de projeto, mostrado na Figura 12.1, chegando ao projeto do banco de dados, e o projeto das aplicações, como uma atividade unificada. Alguns fornecedores, como Platinum, fornecem uma ferramenta para modelagem de dados e esquema de projeto (ERWin), e outra para modelagem de processo que gera o projeto funcional (BPWin). Outras ferramentas (como, por exemplo, o SECSI) usam a tecnologia de sistemas especialistas para guiar o processo de projeto, incluindo a perícia de projeto na forma de regras. A tecnologia de sistemas especialistas também é útil no levantamento e na análise de requisitos, que é normalmente um processo laborioso e frustrante. A tendência é usar tanto os repositórios de metadados quanto as ferramentas de projeto para melhorar os projetos de bancos de dados complexos. Sem pretensão de ser exaustiva, a Tabela 12.1 lista algumas das ferramentas mais conhecidas para o projeto de banco de dados e para a modelagem de aplicações. As empresas são relacionadas na tabela em ordem alfabética.

TABELA 12.1 Algumas das ferramentas de projeto de banco de dados automatizadas disponíveis atualmente

FUNCIONALIDADE	FERRAMENTA	COMPANHIA
Embarcadero Technologies	ER Studio	Modelagem de banco de dados em ER e IDEF1X
	DB Artisan	Administração de banco de dados e gerenciamento de espaço e segurança
Oracle	Developer 2000 e Designer 2000	Modelagem de banco de dados, desenvolvimento de aplicações
Popkin Software	System Architect 2001	Modelagem de dados, modelagem de objetos, modelagem de processos, análise/projeto estruturado
Platinum Technology	Platinum Enterprise Modeling Suite: ERWin, BPWin, Paradigm Plus	Modelagem de componentes de dados, processos e negócios
Persistence Inc.	Powertier	Mapeamento do modelo OO para modelo relacional
Rational	Rose Rational	Modelagem UML e gerador de aplicações em C++ e em JAVA
Rogue Ware	RW Metro	Mapeamento do OO para o modelo relacional
Resolution Ltd.	XCase	Modelagem conceitual até a manutenção do código
Sybase	Enterprise Application Suite	Modelagem de dados, modelagem de lógica empresarial
Visio	Visio Enterprise	Modelagem de dados, projeto e reengenharia em Visual Basic e Visual C++

12.6 RESUMO

Começamos este capítulo discutindo o papel de sistemas de informação em organizações; sistemas de banco de dados são vistos como uma parte dos sistemas de informação em grandes aplicações. Examinamos como os bancos de dados se ajustaram aos sistemas de informação para administração dos recursos de informação em uma organização e seu ciclo de vida. Vimos, então, as seis fases do processo de projeto. Geralmente, as três fases que compõem o projeto do banco de dados são o projeto conceitual, o projeto lógico (modelo de mapemanto de dados) e o projeto físico. Também discutimos a fase inicial de levantamento e análise de requisitos, que é considerada freqüentemente como uma *fase de anteprojeto*. Além disso, em algum ponto ao longo do projeto, deve ser escolhido um pacote SGBD específico. Discutimos alguns dos critérios organizacionais que entram em jogo para a seleção do SGBD. Como surgem problemas de desempenho e como são adicionadas novas aplicações, os projetos sofrem modificações. Foi destacada a importância de projetar tanto o esquema quanto as aplicações (ou transações).

Analisamos diferentes abordagens para o projeto do esquema conceitual e a diferença entre o projeto do esquema centralizado e da abordagem de integração de visões.

Apresentamos os diagramas da UML como um auxílio para a especificação de modelos de banco de dados e projetos. Introduzimos todo o conjunto de diagramas estruturais e de comportamento e, então, descrevemos o detalhamento notacional dos seguintes diagramas: caso de uso, seqüência e estado. Já foram discutidos os diagramas de classe nas seções 3.8 e 4.6, respectivamente. Mostramos como são especificados os requisitos de um banco de dados universitário usando esses diagramas, e como eles podem ser usados para desenvolver o projeto conceitual do banco de dados. Foram fornecidos somente os detalhes ilustrativos, e não a especificação completa. O Apêndice B, no site deste livro, desenvolve um estudo de caso completo do projeto e implementação de um banco de dados. Foram vistas, então, as atualmente famosas ferramentas para desenvolvimento de software — a Rational Rose e o Rose Data Modeler — que proporcionam suporte para o projeto conceitual e para as fases de projeto lógico do banco de dados. Rose é uma ferramenta muito mais ampla para o projeto completo de sistemas de informação.

Finalmente discutimos brevemente as características e as funcionalidades de ferramentas automatizadas comerciais para projeto de banco de dados, mais focadas no projeto do banco de dados que o Rose. Foi apresentado um resumo, em forma tabular, de suas características.

Questões para Revisão

12.1. Quais são as seis fases do projeto de um banco de dados? Discuta cada fase.
12.2. Quais das seis fases são consideradas, dentro do processo de projeto do banco de dados propriamente dito, atividades principais? Por quê?
12.3. Por que é importante projetar esquemas e aplicações em paralelo?
12.4. Por que é importante usar um modelo de dados independente da implementação durante o projeto de um esquema conceitual? Que modelos são usados em ferramentas de projeto atualmente? Por quê?
12.5. Discuta a importância do levantamento e da análise de requisitos.
12.6. Considere a aplicação atual de um sistema de banco de dados de seu interesse. Defina os requisitos dos diferentes níveis de usuários em termos dos dados necessários, tipos de consultas e processamento de transações.
12.7. Discuta as características que um modelo de dados deve possuir para o projeto de esquemas conceituais.
12.8. Compare e aponte os contrastes entre as duas principais abordagens de projeto de esquema conceitual.
12.9. Discuta as estratégias para o projeto de um único esquema conceitual a partir de seus requisitos.
12.10. Quais são os passos da abordagem de integração de visões para o projeto de um esquema conceitual? Quais são as dificuldades de cada um dos passos?
12.11. Como uma ferramenta de integração de visões trabalharia? Projete um exemplo de arquitetura modular para tal ferramenta.
12.12. Quais são as estratégias para integração de visões?
12.13. Discuta os fatores que influenciam na escolha de um SGBD para o sistema de informação de uma organização.
12.14. O que é mapeamento sistema-independente de um modelo de dados? Em que é diferente do mapeamento sistema-dependente de um modelo de dados?
12.15. Quais são os fatores que influenciam o projeto físico de banco de dados?
12.16. Discuta as decisões feitas durante um projeto físico de banco de dados.
12.17. Discuta os ciclos de vida macro e micro de um sistema de informação.
12.18. Discuta as diretrizes para o projeto físico de bancos de dados em SGBDRs.
12.19. Discuta os tipos de alterações que podem ser aplicadas ao projeto lógico de banco de dados de um banco de dados relacional.
12.20. Quais são as funções que as ferramentas de projeto de banco de dados normalmente proporcionam?
12.21. Que tipos de funcionalidades seriam desejáveis, nas ferramentas automatizadas, para apoiar projetos de grandes bancos de dados?

Bibliografia Selecionada

Há uma vasta literatura em projeto de banco de dados. Relacionaremos, primeiro, alguns livros voltados ao projeto de banco de dados. Batini *et al.* (1992) fazem um amplo tratamento de projeto conceitual e lógico de banco de dados. Wiederhold (1986) cobre todas as fases de projeto de banco de dados, com ênfase no projeto físico. O'Neil (1994) apresenta uma discus-

são detalhada do projeto físico e da emissão de transações em referência aos SGBDRs comerciais. Um grande conjunto de trabalhos sobre modelagem e projeto conceitual foi realizado nos anos 80. Brodie *et al.* (1984) fornecem um grupo de capítulos em modelagem conceitual, especificação de restrições e análise, bem como projeto de transações. Yao (1985) traz uma coleção de trabalhos que vão das técnicas de especificação de requisitos à reestruturação do esquema. Teorey (1998) enfatiza o modelo EER e discute vários aspectos do projeto conceitual e lógico do banco de dados. McFadden e Hoffer (1997) fazem uma boa introdução às metas das aplicações empresariais para a administração de banco de dados.

Navathe e Kerschberg (1986) discutem todas as fases do projeto de banco de dados e apontam o papel do dicionário de dados. Goldfine e Konig (1988) e ANSI (1989) discutem o papel do dicionário de dados no projeto de banco de dados. Rozen e Shasha (1991) e Carlis e March (1984) apresentam diferentes modelos para o problema do projeto físico do banco de dados. O projeto de banco de dados orientado a objetos é discutido em Schlaer e Mellor (1988), Rumbaugh *et al.* (1991), Martin e Odell (1991) e Jacobson (1992). Livros recentes de Blaha e Premerlani (1998) e Rumbaugh *et al.* (1999) consolidam as técnicas existentes em projeto orientado a objeto. Fowller e Scott (1997) fazem uma introdução rápida à UML.

Levantamento e análise de requisitos são tópicos pesadamente pesquisados. Chatzoglu *et al.* (1997) e Lubars *et al.* (1993) apresentam pesquisas sobre as práticas atuais de coleta de modelagem e análise de requisitos. Carroll (1995) proporciona um conjunto de leituras sobre o uso de cenários para levantamento de requisitos, capturados nos primeiros estágios do desenvolvimento de sistema. Wood e Silver (1989) fornecem uma boa avaliação oficial do processo de Joint Application Design (JAD). Potter *et al.* (1991) descrevem a notação e a metodologia Z para especificação formal de software. Zave (1997) classificou os esforços de pesquisa na engenharia de requisitos.

Um grande volume de trabalho foi produzido para os problemas de integração entre esquema e visão, que estão se tornando particularmente pertinentes hoje por causa da necessidade de integrar uma grande variedade de bancos de dados existentes. Navathe e Gadgil (1982) definem abordagens para a integração de visões. Metodologias para a integração de esquemas são comparadas em Batini *et al.* (1986). Um trabalho detalhado sobre a integração de visões *n*-árias pode ser encontrado em Navathe *et al.* (1986), Elmasri *et al.* (1986) e Larson *et al.* (1989). Uma ferramenta de integração, baseada em Elmasri *et al.* (1986), é descrita em Sheth *et al.* (1988). Outro sistema de integração de visão é discutido em Hayne e Ram (1990). Casanova *et al.* (1991) descrevem uma ferramenta para projeto modular de banco de dados. Motro (1987) discute a integração de bancos de dados preexistentes. A estratégia binária balanceada para integração de visões é discutida em Teorey e Fry (1982). Uma abordagem formal para integração de visões, que usa dependência de inclusão, é fornecida por Casanova e Vidal (1982). Ramesh e Ram (1997) descrevem uma metodologia para integração de relacionamentos em esquemas que utilizam o conhecimento das restrições de integridade; esse trabalho expande o trabalho prévio de Navathe *et al.* (1984a). Sheth *et al.* (1993) descrevem as metas para a construção do esquema global, argumentando sobre os relacionamentos entre atributos e equivalências de entidade. Navathe e Savasere (1996) descrevem uma abordagem prática para a construção do esquema global, baseada em operadores aplicados aos componentes do esquema. Santucci (1998) dá um tratamento detalhado de refinamento à integração de esquemas EER. Castano *et al.* (1999) apresenta uma pesquisa abrangente sobre as técnicas de análise de esquemas conceituais.

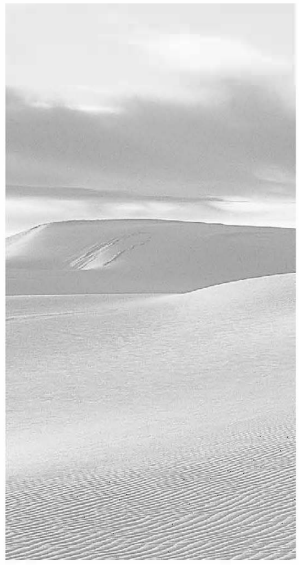
O projeto de transações é um tópico relativamente menos pesquisado. Mylopoulos *et al.* (1980) propuseram a linguagem TAXIS, e Albano *et al.* (1987) desenvolveram o sistema GALILEO, ambos abrangentes para a especificação de transações. A linguagem GORDAS, para o modelo ECR (Elmasri *et al.*, 1985), contém capacidade para a especificação de transações. Navathe e Balaraman (1991) e Ngu (1991) discutem a modelagem de transação em geral para modelos de dados semânticos. Elmagarmid (1992) discute modelos de transações para aplicações avançadas. Batini *et al.* (1992, capítulos 8, 9, e 11) discutem o projeto de transações em nível alto e a análise de junções de dados e funções. Shasha (1992) é uma excelente fonte para sintonização de banco de dados. Podem ser encontradas informações sobre algumas ferramentas de projeto de banco de dados comerciais mais conhecidas nos Web sites dos vendedores (nomes das empresas na Tabela 12.1). Os princípios básicos, que suportam as ferramentas de projeto automatizadas, são discutidos em Batini *et al.* (1992, Capítulo 15). A ferramenta SECSI, francesa, é descrita em Metais *et al.* (1998). DKE (1997) é um assunto especial nas linguagens naturais de bancos de dados.

Página em branco

4

Armazenamento de Dados, Indexação, Processamento de Consultas e Projeto Físico

Página em branco



13

Armazenamento em Disco, Estruturas Básicas de Arquivos e *Hashing*

Os bancos de dados em geral são armazenados fisicamente como arquivos de registros em discos magnéticos. Este capítulo e o próximo tratam da organização de bancos de dados em estruturas de armazenamento e das técnicas para acessá-los eficientemente usando vários algoritmos, alguns dos quais requerem estruturas de dados auxiliares, chamadas índices. Começaremos pela Seção 13.1, apresentando os conceitos das hierarquias de armazenamento de computador e como elas são usadas em sistemas de bancos de dados. A Seção 13.2 é dedicada à descrição dos dispositivos de armazenamento em disco magnético e suas características, e também descreveremos brevemente os dispositivos de armazenamento em fita magnética. Tendo visto diferentes tecnologias de armazenamento, voltamos nossa atenção para os métodos de organização de dados em discos. A Seção 13.3 cobrirá a técnica de *buffering* duplo, utilizada para aumentar a velocidade de recuperação de múltiplos blocos de discos. Na Seção 13.4 veremos várias maneiras de formatar e armazenar registros em um arquivo no disco. A Seção 13.5 discutirá os vários tipos de operações que são geralmente realizadas com registros de um arquivo. A seguir apresentaremos três métodos primários para a organização de registros de um arquivo em disco: registros desordenados, analisados na Seção 13.6; registros ordenados na Seção 13.7; e registros *hashed* na Seção 13.8.

A Seção 13.9 discutirá, muito rapidamente, arquivos de registros mistos e outros métodos primários de organização de registros, tais como as árvores-B (*B-trees*). Essas estruturas são particularmente relevantes para o armazenamento de bancos de dados orientados a objetos, que serão vistos posteriormente nos capítulos 20 e 21. A Seção 13.10 descreve o RAID (*Redundant Arrays of Inexpensive [or Independent] Disks* — Séries Redundantes de Discos de Baixo Custo [ou Independentes]) —, uma arquitetura de sistema de armazenamento de dados que é freqüentemente usada em grandes empresas para melhor confiabilidade e desempenho. Finalmente, na Seção 13.11 descreveremos uma abordagem mais recente (as áreas de armazenamento em rede) para o gerenciamento de dados armazenados em redes. No Capítulo 14 veremos as técnicas para a criação de estruturas de dados auxiliares, chamadas índices, que aumentam a velocidade de pesquisa e de recuperação de registros. Tais técnicas envolvem o armazenamento de dados auxiliares, chamados arquivos de índices, além do próprio arquivo de registros.

Os capítulos 13 e 14 podem ser apenas folheados ou mesmo pulados por leitores que já tenham estudado organizações de arquivo. O conteúdo visto aqui será necessário para o entendimento dos capítulos 15 e 16, que tratam do processamento e da otimização de consultas.

13.1 Introdução

A coleção de dados que compõe um banco de dados computadorizado precisa ser armazenada fisicamente em alguma **mídia de armazenamento** de computador. Assim, os softwares SGBD podem recuperar, atualizar e processar esses dados conforme necessário. As mídias de armazenamento de computador formam uma *hierarquia de armazenamento* que inclui duas categorias principais:

- **Armazenamento primário**. Esta categoria inclui mídias de armazenamento que podem ser operadas diretamente pela *unidade central de processamento* (CPU), tais como a memória principal do computador e as menores, porém rápidas, memórias *cache*. O armazenamento primário geralmente fornece acesso rápido aos dados, mas sua capacidade é limitada.
- **Armazenamento secundário**. Esta categoria inclui discos magnéticos, discos ópticos e fitas. Esses dispositivos geralmente possuem maior capacidade, menor custo e proporcionam um acesso mais lento aos dados do que os dispositivos de armazenamento primário. Os dados de um armazenamento secundário não podem ser processados diretamente pela CPU; eles devem primeiro ser copiados em um armazenamento primário.

Primeiramente, na Seção 13.1.1, analisaremos como os bancos de dados são geralmente tratados na hierarquia de armazenamento e então, na Seção 13.1.2, apresentaremos uma visão geral dos vários dispositivos de armazenamento usados para armazenamento primário e secundário.

13.1.1 Hierarquias de Memórias e Dispositivos de Armazenamento

Em um sistema de computador moderno, os dados residem e são transportados por meio de uma hierarquia de mídias de armazenamento. A memória de maior velocidade é mais cara e, por isso, tem menor capacidade. A memória de menor velocidade com armazenamento em fita, que é *off-line*, tem capacidade de armazenamento potencialmente infinita.

No *nível de armazenamento primário*, a hierarquia de memória possui, na extremidade mais cara, a **memória *cache***, que é uma RAM (*Random Access Memory* — Memória de Acesso Aleatório) estática. A memória *cache* é geralmente usada pela CPU para acelerar a execução de programas. No próximo nível de armazenamento primário está a DRAM (RAM Dinâmica), que fornece a principal área de trabalho para a CPU manter seus programas e dados — é popularmente chamada de **memória principal**. A vantagem da DRAM é seu baixo custo, que continua a cair; a desvantagem é sua volatilidade[1] e sua menor velocidade se comparada à RAM estática. No *nível de armazenamento secundário*, a hierarquia compreende discos magnéticos, bem como **armazenamento em massa** na forma de dispositivos de CD-ROM (*Compact Disk-Read-Only Memory* — Memória Apenas para Leitura em Disco Compacto), e finalmente as fitas, na extremidade mais barata da hierarquia. A **capacidade de armazenamento** é medida em kilobytes (Kbyte ou 1.000 bytes), megabytes (Mbyte ou 1 milhão de bytes), gigabytes (Gbyte ou 1 bilhão de bytes) e até mesmo em terabytes (1.000 Gbytes).

Os programas residem e são executados na DRAM. Geralmente os bancos de dados de grande porte que permanecem residentes em memória usam a memória secundária, e parcelas desse banco de dados são lidas e registradas em *buffers* da memória principal, conforme necessário. Agora que os computadores pessoais e as estações de trabalho possuem centenas de megabytes de dados em DRAM, está se tornando possível carregar uma grande fração de um banco de dados em memória principal. RAMs de 8 a 16 gigabytes em um único servidor estão se tornando comuns. Em alguns casos, bancos de dados inteiros podem ser mantidos na memória principal (com um *backup* em disco magnético), levando aos **bancos de dados em memória principal** — estes são particularmente úteis em aplicações de tempo real que exigem tempos de resposta extremamente rápidos. Um exemplo são as aplicações de comutação telefônica, que armazenam, em memória principal, os bancos de dados de roteamento e de linhas.

Entre o armazenamento em DRAM e em discos magnéticos, outra forma de memória, a **memória *flash***, está se tornando comum, particularmente porque é não-volátil. As memórias *flash* são de alta densidade e de alto desempenho, e usam a tecnologia EEPROM (*Electrically Erasable Programmable Read-Only Memory* — Memória Apenas de Leitura Eletricamente Programável). A vantagem da memória *flash* é sua alta velocidade de acesso; a desvantagem é que um bloco inteiro precisa ser apagado e escrito de cada vez.[2] Cartões de memória *flash* estão aparecendo como mídia de armazenamento de dados em componentes com capacidades que variam de alguns megabytes a gigabytes. Eles vêm sendo usados em câmeras, aparelhos de MP3, acessórios de armazenamento USB etc.

Os discos CD-ROM armazenam dados opticamente, que são lidos por um laser. Os CD-ROMs contêm dados pré-gravados que não podem ser sobrescritos. Os discos WORM (*Write-Once-Read-Memory* — Memória de Leitura de Única Gravação) são uma forma de armazenamento óptico usado para arquivar dados; eles permitem que os dados sejam escritos uma vez e lidos infinitas vezes, sem a possibilidade de serem apagados. Eles mantêm aproximadamente meio gigabyte de dados por disco e duram muito mais que os discos magnéticos. As **memórias ópticas *juke box*** usam uma série de discos CD-ROM, que são

1 Normalmente, as memórias voláteis perdem seu conteúdo no caso de falta de fonte de alimentação; o mesmo não ocorre com as memórias não-voláteis.

2 Por exemplo, o DD28F032SA da Intel é uma memória *flash* com capacidade de 32 megabytes, velocidade de acesso de 70 nanossegundos e taxa de transferência de escrita de 430 KB/segundo.

carregados em unidades de leitura segundo a demanda. Embora as *juke box* ópticas tenham capacidade da ordem de centenas de gigabytes, seu tempo de recuperação é da ordem de centenas de milissegundos, muito mais lentos que os discos magnéticos.[3] Esse tipo de armazenamento está em declínio em vista da rápida queda no custo e do aumento da capacidade dos discos magnéticos. O DVD (*Digital Video Disk* — Disco de Vídeo Digital) é um padrão recente dos discos ópticos, permitindo de 4,5 até 15 gigabytes de armazenamento por disco. A maioria das unidades de disco dos computadores pessoais atuais lê discos CD-ROM e DVD.

Finalmente, as **fitas magnéticas** são usadas para arquivo e *backup* de dados. As **fitas *juke box*** — que contêm um conjunto de fitas catalogadas e podem ser automaticamente gravadas em unidades de fitas — estão se tornando populares como **armazenamento terciário**, para manter terabytes de dados. Por exemplo, o sistema EOS (*Earth Observation Satellite* — Satélite de Observação da Terra) da NASA mantém bancos de dados arquivados dessa maneira.

Muitas grandes empresas já consideram normal manter bancos dados da ordem de terabytes. O termo **banco de dados muito grande (*very large database*)** não pode mais ser definido com precisão, pois a capacidade de armazenamento em disco está em ascensão enquanto os custos estão em queda. Muito brevemente, o termo será reservado a bancos de dados que contenham dezenas de terabytes.

13.1.2 Armazenamento de Bancos de Dados

Os bancos de dados geralmente armazenam grandes quantidades de dados que devem ser *mantidos* por longos períodos de tempo. Os dados são acessados e processados repetidamente durante essa fase. Tal fato contrasta com a noção de estruturas de dados *transitórios* (*transient*), que são mantidos por tempo limitado durante a execução de um programa. Muitos bancos de dados são armazenados permanentemente (ou *persistentemente*) em armazenamento secundário de discos magnéticos pelas seguintes razões:

- Geralmente os bancos de dados são muito grandes para caberem inteiramente na memória principal.
- As circunstâncias que causam a perda permanente de dados armazenados aparecem menos freqüentemente em armazenamento secundário de disco do que em armazenamento primário. Assim, nos referimos a disco — e a outros dispositivos de armazenamento secundário — como **armazenamento não-volátil**, enquanto a memória principal é freqüentemente chamada **armazenamento volátil**.
- O custo de armazenamento por unidade de dado é uma ordem de magnitude menor para discos que para armazenamento primário.

Algumas das tecnologias mais novas — tais como discos ópticos, DVDs e fitas *juke box* — provavelmente serão opções viáveis para o uso de discos magnéticos. Assim, no futuro, os bancos de dados poderão residir em níveis da hierarquia de memória diferentes daqueles descritos na Seção 13.1.1. Entretanto, pode-se antecipar que os discos magnéticos continuarão a ser a mídia de escolha primária para grandes bancos de dados nos próximos anos. Por isso, é importante estudar e compreender as propriedades e as características dos discos magnéticos e a maneira como os arquivos de dados podem ser neles organizados com o objetivo de projetar bancos de dados eficientes e com desempenho aceitável.

As fitas magnéticas são freqüentemente usadas como uma mídia de armazenamento para *backup* de bancos de dados porque o armazenamento em fita tem um custo ainda menor que o armazenamento em disco. Entretanto, o acesso a dados em fitas é mais lento. Os dados armazenados em fitas são ***off-line***, isto é, é necessária alguma intervenção de um operador — ou de um dispositivo automático de carga — para carregar a fita antes que os dados se tornem disponíveis. Em contraste, os discos são dispositivos ***on-line***, ou seja, podem ser acessados diretamente, a qualquer momento.

As técnicas utilizadas para armazenar grandes quantidades de dados estruturados em um disco são importantes para os projetistas de bancos de dados, bem como para o DBA e para os responsáveis pela implementação de SGBDs. Os projetistas de bancos de dados e o DBA devem conhecer as vantagens e as desvantagens de cada técnica de armazenamento quando projetam, implementam e operam um banco de dados em um SGBD específico. Geralmente o SGBD possui diversas opções disponíveis para a organização dos dados, e o processo de **projeto físico do banco de dados** envolve escolher, entre as opções disponíveis, as técnicas de organização que melhor se adaptem aos requisitos de uma dada aplicação. Os responsáveis pela implementação de sistemas SGBD devem estudar as técnicas de organização de dados de forma que possam implementá-las eficientemente e, assim, proporcionar opções suficientes ao DBA e aos usuários de SGBD.

Normalmente as aplicações comuns de bancos de dados necessitam de apenas uma pequena parte do banco de dados para processamento em um determinado momento. Quando certa porção dos dados for necessária, ela precisará ser localizada

3 Sua velocidade de rotação é mais lenta (aproximadamente 400 rpm), ocasionando maior período de latência e baixa taxa de transferência (aproximadamente 100 a 200 KB/segundo).

no disco, copiada para a memória principal para ser processada e, então, registrada, caso os dados tenham sido modificados. Os dados armazenados no disco são organizados como **arquivos** de **registros**. Cada registro é uma coleção de valores de dados que podem ser interpretados como fatos a respeito de entidades, bem como seus atributos e seus relacionamentos. Os registros devem ser armazenados no disco de maneira que seja possível localizá-los eficientemente quando necessário.

Há diversas **organizações primárias de arquivo** que determinam como os registros de um arquivo são *posicionados fisicamente* no disco e, portanto, *como eles podem ser acessados*. Um *arquivo heap* (ou *arquivo desordenado*) posiciona os registros no disco sem nenhuma ordem específica, por meio do acréscimo de novos registros ao final do arquivo; já um *arquivo ordenado* (*sorted* ou *arquivo seqüencial*) mantém os registros ordenados segundo o valor de um campo em particular (chamado chave de ordenação). Um *arquivo hashed* usa uma função *hash* aplicada a um campo em particular (chamado chave de *hash*) para determinar a posição de um registro no disco. Outras organizações primárias de arquivo, tais como as *árvores-B* (*B-trees*), usam estruturas de árvores. Discutiremos as organizações primárias de arquivo da Seção 13.6 até a Seção 13.9. Uma **organização secundária** ou uma **estrutura de acesso auxiliar** permite um acesso eficiente aos registros de um arquivo baseando-se em *campos alternativos* àqueles que tenham sido usados para a organização primária do arquivo. A maioria deles existe como índices e serão vistos no Capítulo 14.

13.2 Dispositivos de Armazenamento Secundário

Nesta seção descreveremos algumas características dos dispositivos de armazenamento em discos e fitas magnéticas. Os leitores que já tenham estudado esses dispositivos podem apenas folhear esta seção.

13.2.1 Descrição do Hardware dos Dispositivos de Disco

Os discos magnéticos são utilizados para armazenamento de grandes quantidades de dados. A unidade mais básica de dados em um disco é um único **bit** de informação. Por meio da magnetização de uma área do disco pode-se representar o valor de um bit como 0 (zero) ou 1 (um). Para codificar a informação, os bits são agrupados em **bytes** (ou **caracteres**). Geralmente um byte tem de quatro a oito bits, dependendo do computador e do dispositivo. Consideraremos que um caractere é armazenado em um único byte e usaremos os termos *byte* e *caractere* como sinônimos. A **capacidade** de um disco é o número de bytes que ele pode armazenar, e esse número é geralmente muito grande. Os pequenos discos flexíveis usados em microcomputadores têm capacidade entre 400 Kbytes e 1,5 Mbytes; discos rígidos para micros geralmente mantêm entre diversas centenas de Mbytes até alguns poucos Gbytes; e um grande conjunto de discos usado em servidores e mainframes tem capacidade que chega a algumas poucas dezenas ou centenas de Gbytes. A capacidade dos discos continua crescendo conforme avança a tecnologia.

Seja qual for sua capacidade, todos os discos são feitos de material magnético moldado como um fino disco circular (Figura 13.1a) e protegido por uma cobertura plástica ou acrílica. Um disco é **face única** se ele armazenar informações em apenas uma de suas superfícies e **dupla face** se ambas as superfícies forem utilizadas. Para aumentar a capacidade de armazenamento, os discos são montados em um **conjunto (*pack*) de discos** (Figura 13.1b), que pode compreender muitos discos e, assim, muitas superfícies. A informação é armazenada na superfície do disco em círculos concêntricos de *pequenas espessuras*,[4] cada qual possuindo um diâmetro distinto. Cada círculo é chamado de **trilha**. Para os conjuntos de discos, as trilhas de mesmo diâmetro entre as várias superfícies compõem um **cilindro** por causa do formato que produziriam caso se conectassem no espaço. O conceito de cilindro é importante porque os dados armazenados em um cilindro podem ser recuperados muito mais rapidamente do que se fossem distribuídos em diferentes cilindros.

O número de trilhas em um disco varia de algumas centenas a milhares de trilhas, e a capacidade de cada trilha geralmente varia de dezenas de Kbytes até 150 Kbytes. Como uma trilha geralmente contém uma grande quantidade de informação, ela é dividida em blocos ou setores menores. A divisão da trilha em **setores** é codificada na superfície de um disco e não pode ser alterada. Um tipo de organização por setor chama de setor uma parte da trilha determinada por um ângulo fixo a partir do centro (Figura 13.2a). Diversas outras organizações por setor são possíveis; em uma delas, os setores são determinados por ângulos menores a partir do centro conforme se move para fora, assim a densidade de gravação é mantida uniforme (Figura 13.2b). Uma técnica chamada ZBR (*Zone Bit Recording* — Gravação por Zona de Bit) permite que uma faixa de cilindros tenha o mesmo número de setores por arco. Por exemplo, os cilindros 0–99 podem ter um setor por trilha, os cilindros 100–199 podem ter dois setores por trilha etc. Nem todos os discos têm suas trilhas divididas em setores.

4 Atualmente, em alguns discos, os círculos são conectados em um tipo de espiral contínua.

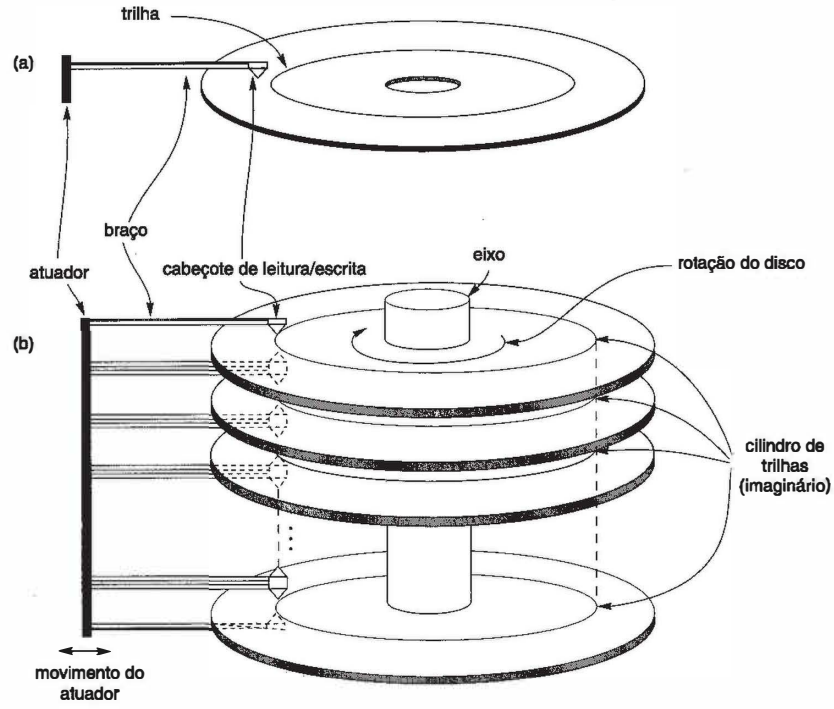


FIGURA 13.1 (a) Um disco de face única com hardware de leitura/escrita. (b) Um conjunto de discos com hardware de leitura/escrita.

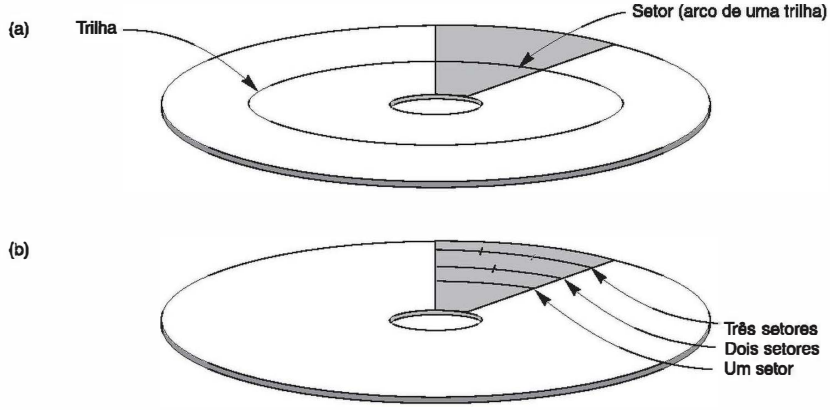


FIGURA 13.2 Diferentes organizações de setor em disco. (a) Setores formados por um ângulo fixo. (b) Setores que mantêm uma densidade uniforme de gravação.

A divisão de uma trilha em **blocos de discos** (ou **páginas**) de mesmo tamanho é feita pelo sistema operacional durante a **formatação** (ou **inicialização**) do disco. O tamanho do bloco é fixado durante a inicialização e não pode ser alterado dinamicamente. O tamanho de bloco de disco geralmente varia entre 512 e 4096 bytes. Um disco com setores codificados freqüentemente tem os setores subdivididos em blocos durante a inicialização. Os blocos são separados pelos ***interblock gaps***

(**intervalo entre blocos**) de tamanho fixo, que incluem informações de controle especialmente codificadas gravadas durante a inicialização do disco. Essa informação é usada para determinar qual bloco na trilha segue cada *interblock gap*. A Tabela 13.1 apresenta as especificações de um disco típico.

TABELA 13.1 Especificações dos discos topo de linha Cheetah da Seagate.

Descrição	**Cheetah X15 36LP**	**Cheetah 10K.6**
Número do modelo	ST336732LC	ST3146807LC
Formato (largura)	3,5 polegadas	3,5 polegadas
Altura	25,4 mm	25,4 mm
Largura	101,6 mm	101,6 mm
Peso	0,68 kg	0,73 kg
Capacidade/Interface		
Capacidade formatado	36,7 Gbytes	146,8 Gbytes
Tipo de interface	80 pinos	80 pinos
Configuração		
Número de discos (físico)	4	4
Número de cabeçotes (físico)	8	8
Número de cilindros	18.479	49.854
Bytes por setor	512	512
Densidade de área	n.d.	36.000 Mbits/polegada^2
Densidade de trilha	n.d	64.000 trilhas/polegada
Densidade de gravação	n.d	570.000 bits/polegada
Desempenho		
Taxas de transferência		
Taxa de transferência interna (mín.)	522 Mbits/seg	475 Mbits/seg
Taxa de transferência interna (máx.)	709 Mbits/seg	840 Mbits/seg
Taxa de transferência int. formatado (mín.)	51 Mbytes/seg	43 Mbytes/seg
Taxa de transferência int. formatado (máx.)	69 Mbytes/seg	78 Mbytes/seg
Taxa de transferência entrada e saída externa	320 Mbytes/seg	320 Mbytes/seg
Tempo de pesquisa		
Tempo de busca médio (leitura)	3,6 mseg (típica)	4,7 mseg (típica)
Tempo de busca médio (escrita)	4,2 mseg (típica)	5,2 mseg (típica)
Busca trilha a trilha, leitura	0,5 mseg (típica)	0,3 mseg (típica)
Busca trilha a trilha, escrita	0,8 mseg (típica)	0,5 mseg (típica)
Latência média	2 mseg	2,99 mseg
Outro		
Tamanho padrão de buffer (cache)	8.192 Kbytes	8.000 Kbytes
Velocidade de rotação	15K rpm	10K rpm

TABELA 13.1 Especificações dos discos topo de linha Cheetah da Seagate. (*continuação*)

Descrição	Cheetah X15 36LP	Cheetah 10K.6
Confiabilidade		
Tempo médio entre falhas (MTBF)	1.200.000 horas	1.200.000 horas
Erros de leitura recuperáveis	10 por 10^{12} bits	10 por 10^{12} bits
Erros de leitura não-recuperáveis	1 por 10^{15} bits	1 por 10^{15} bits
Erros de busca	10 por 10^{8} bits	10 por 10^{8} bits

(Cortesia da Seagate Technology)

Há uma melhoria contínua na capacidade de armazenamento e nas taxas de transferência associadas aos discos; eles também estão progressivamente mais baratos — atualmente, 1 megabyte de armazenamento em disco custa apenas uma fração de dólar. Os custos estão caindo tão rapidamente que 0,1 centavo de dólar/MB, que significa 1 dólar/GB e 1.000 dólares/TB não está muito longe de acontecer.

Um disco é um dispositivo endereçável de *acesso aleatório*. A transferência de dados entre a memória principal e o disco se dá em unidades de blocos de disco. O endereço físico de um bloco — uma combinação do número do cilindro, do número da trilha (número da superfície dentro do cilindro no qual a trilha está localizada) e do número do bloco (dentro da trilha) — é fornecido ao hardware de entrada e saída do disco. Em muitas unidades de disco modernas, um único número, chamado LBA (*Logical Block Address* — Endereço Lógico de Bloco), que está entre 0 e *n* (supondo que a capacidade total do disco seja de *n+1* blocos), é mapeado automaticamente para o bloco correto pela controladora da unidade de disco. O endereço de um **buffer** — uma área contígua reservada no armazenamento principal que mantém um bloco — também é fornecido. Em um comando de **leitura**, o bloco é copiado do disco para o buffer; já no comando de **escrita** (gravação), o conteúdo do buffer é copiado para o bloco do disco. Algumas vezes diversos blocos contíguos, chamados de **cluster**, podem ser transferidos como uma unidade. Nesse caso, o tamanho do buffer é ajustado para corresponder ao número de bytes no cluster.

O mecanismo de hardware que realmente lê ou escreve um bloco é o **cabeçote de leitura/escrita** do disco, que é parte de um sistema chamado **unidade de disco**. Um disco ou um conjunto de discos é montado na unidade de disco, que inclui um motor que rotaciona os discos. Um cabeçote de leitura/escrita inclui um componente eletrônico vinculado a um **braço mecânico**. Os conjuntos de discos com múltiplas superfícies são controlados por diversos cabeçotes de leitura/escrita — um para cada superfície (Figura 13.1b). Todos os braços são conectados a um **atuador** vinculado a outro motor elétrico, que move os cabeçotes de leitura/escrita simultaneamente e os posiciona com precisão sobre o cilindro das trilhas especificadas em um endereço de um bloco.

As unidades de disco de discos rígidos rotacionam o conjunto de discos continuamente a uma velocidade constante (geralmente entre 5.400 e 15.000 rpm). Para um disco flexível, a unidade de disco começa a rotacionar o disco sempre que um pedido específico de leitura ou escrita for iniciado e cessa a rotação assim que a transferência de dados se completa. Tão logo o cabeçote de leitura/escrita esteja posicionado na trilha correta, o bloco especificado no endereço de bloco se move sob o cabeçote de leitura/escrita e o componente eletrônico do cabeçote é ativado para transferir os dados. Algumas unidades de disco possuem cabeçotes de leitura/escrita fixos, tantas quantas forem as trilhas. São os chamados **discos com cabeçote fixo**, enquanto as unidades de disco com um atuador são chamadas **discos com cabeçote móvel**. Nos discos com cabeçote fixo, uma trilha ou um cilindro é selecionado por meio de um dispositivo da seleção eletrônica do cabeçote de leitura/escrita apropriado em vez dos movimentos mecânicos reais; conseqüentemente, isso é muito mais rápido. Entretanto, o custo de cabeçotes de leitura/escrita adicionais é um tanto alto, por isso, discos de cabeçote fixo não são usados com freqüência.

Uma **controladora de disco**, geralmente embutida em uma unidade de disco, controla a unidade de disco e realiza a *interface* entre ela e o sistema do computador. Um dos padrões de *interface* utilizados hoje em dia para unidades de disco em PCs e estações de trabalho é chamado SCSI (*Small Computer Storage Interface* — Interface de Armazenamento de Computadores Pequenos). A controladora aceita comandos de entrada e saída de alto nível e executa a ação apropriada para posicionar o braço e fazer com que a ação de leitura/escrita ocorra. Para transferir um bloco de disco, dado o seu endereço, a controladora de disco deve primeiro posicionar mecanicamente o cabeçote de leitura/escrita sobre a trilha correta. O tempo necessário para fazê-lo é chamado de **tempo da pesquisa**. Tempos normais de pesquisa vão de 7 a 10 milissegundos em computadores pessoais e de 3 a 8 milissegundos em servidores. Seguindo este, há outro atraso — chamado **atraso rotacional** ou **latência** —, até que o início do bloco desejado rotacione até a posição sob o cabeçote de leitura/escrita. Esse atraso depende da quantidade de rotações por minuto do disco. Por exemplo, a 15.000 rpm, o tempo de cada rotação é de 4 milissegundos, e a média de atraso rotacional é a metade do tempo de uma rotação, ou seja, 2 milissegundos. Finalmente, algum tempo adicional é necessário para a transferência dos dados; esse tempo é chamado de **tempo de transferência do bloco**. Assim, o tempo total necessário para localizar e transferir um bloco arbitrário, dado o seu endereço, é a soma do tempo da pesquisa, do atraso rotacional e do tempo

de transferência do bloco. O tempo de pesquisa e o atraso rotacional são geralmente muito maiores que o tempo da transferência do bloco. Para realizar a transferência de múltiplos blocos com maior eficiência, é comum a transferência de diversos blocos consecutivos da mesma trilha ou do mesmo cilindro. Isso elimina o tempo de pesquisa e o atraso rotacional para todos os blocos, exceto do primeiro, e pode resultar em uma economia de tempo substancial quando vários blocos contíguos forem transferidos. Geralmente, o fabricante do disco informa uma **taxa de transferência de volume** para calcular o tempo necessário para transferência de blocos consecutivos. O Apêndice B, no site deste livro, traz uma discussão sobre esse e outros parâmetros de disco.

O tempo necessário para localizar e transferir um bloco de disco é da ordem de milissegundos, geralmente variando entre 12 e 60 milissegundos. Para blocos contíguos, localizar o primeiro bloco leva de 12 a 60 milissegundos, mas a transferência dos blocos subseqüentes pode levar apenas de 1 a 2 milissegundos cada. Diversas técnicas de pesquisa tiram vantagem da recuperação consecutiva de blocos quando pesquisam dados no disco. Em qualquer caso, o tempo de transferência da ordem de milissegundos é considerado bastante alto se comparado ao tempo necessário para processar dados na memória principal por meio das CPUs atuais. Portanto, localizar dados no disco é o *maior gargalo* em aplicações de bancos de dados. As estruturas de arquivo que discutimos aqui e no Capítulo 14 tentam *minimizar o número de transferências de blocos* necessários para localizar e transferir os dados do disco para a memória principal.

13.2.2 Dispositivos de Armazenamento em Fitas Magnéticas

Os discos são dispositivos de armazenamento secundário de **acesso aleatório** porque um bloco de disco arbitrário pode ser acessado 'aleatoriamente', desde que especifiquemos seu endereço. As fitas magnéticas são dispositivos de **acesso seqüencial**; para acessar o *n-ésimo* bloco na fita, devemos primeiro percorrer os *n–1* blocos precedentes. Os dados são armazenados em cartuchos de fitas magnéticas de alta capacidade, similares às fitas de áudio ou vídeo. É necessária uma **unidade de fita** para ler os dados ou para gravá-los no **cartucho de fita**. Em geral, cada grupo de bits que formam um byte é armazenado de maneira transversal na fita e, por sua vez, os bytes são armazenados consecutivamente no carretel.

Um cabeçote de leitura/escrita é usado para ler ou gravar dados na fita. Os registros de dados na fita também são armazenados em blocos — embora os blocos possam ser substancialmente maiores que os dos discos e os *interblock gaps* (intervalos entre blocos) também sejam bem maiores. Como as densidades de fitas típicas são de 1.600 a 6.250 bytes por polegada, um intervalo entre blocos[5] normal de 0,6 polegada corresponde a uma faixa entre 960 e 3.750 bytes de espaço de armazenamento desperdiçado. Para melhor utilização do espaço, é comum agrupar muitos registros em um bloco.

A principal característica de uma fita é o acesso aos blocos de dados na **ordem seqüencial**. Para acessar um bloco no meio de um cartucho, a fita é montada e, então, percorrida até que o bloco requisitado esteja sob o cabeçote de leitura/escrita. Por essa razão o acesso à fita pode ser lento e as fitas podem não ser utilizadas para armazenar dados *on-line*, exceto para aplicações específicas. Entretanto, as fitas atendem a uma função muito importante: o **backup** do banco de dados. Uma razão para fazer o backup é manter cópias dos arquivos em disco para o caso de os dados serem perdidos por causa de um desastre de disco (*disk crash*), que pode ocorrer se o cabeçote de leitura/escrita tocar a superfície do disco por conta de algum mau funcionamento mecânico. Por essa razão, os arquivos em disco são periodicamente copiados em fita. Para muitas aplicações críticas *on-line*, tais como sistemas de reservas aéreas, a fim de evitar qualquer interrupção, sistemas de espelhamento são usados para manter três conjuntos de discos idênticos — dois operando *on-line* e um como *backup*. Aqui, os discos *off-line* tornam-se um dispositivo de *backup*. Os três discos são rotacionados de forma que possam ser trocados no caso de haver uma falha em uma das unidades de disco ativas. As fitas também podem ser usadas para armazenar arquivos de bancos de dados demasiadamente grandes. Finalmente, arquivos de bancos de dados que são raramente utilizados ou que estão desatualizados, embora sejam necessários para manter registros históricos, podem ser **arquivados** em fita. Recentemente, fitas magnéticas menores, de 8 mm (similares às usadas em filmadoras), que podem armazenar até 50 Gbytes, bem como cartuchos de fita *helical scan* (varredura helicoidal) e CDs e DVDs graváveis, têm se tornado mídias populares para o *backup* de arquivos de dados de estações de trabalho e computadores pessoais. Também são usados para armazenar imagens e bibliotecas de sistema. Fazer o *backup* de bancos de dados corporativos, de forma que nenhuma informação de transação se perca, é uma importante incumbência. Atualmente, bibliotecas de fitas com posições para diversas centenas de cartuchos são usadas com fitas *Digital Linear* e *Superdigital Linear* (DLTs e SLTs — Fita Linear Digital e Fita Linear Superdigital), com capacidade de centenas de gigabytes, que gravam dados em trilhas lineares. Braços robóticos são utilizados para escrever paralelamente em cartuchos múltiplos, usando várias unidades de fitas, com softwares de rotulagem automática para identificar os cartuchos de backup. Um exemplo de biblioteca gigante é o modelo L5500 da Storage Technology, que pode ser configurado até 13,2 petabytes (1 petabyte = 1.000 TB), com uma vazão (*thruput*) de 55TB/hora. Deixaremos a discussão sobre a tecnologia de armazenamento em disco, chamada RAID, e sobre a área de armazenamento em rede para o final do capítulo.

---

5 Chamado *interrecord gap* (*intervalo entre registros*) na terminologia de fitas.

13.3 *BUFFERING* DE BLOCOS

Quando é necessário transferir diversos blocos do disco para a memória principal, e todos os endereços de blocos são conhecidos, diversos *buffers* podem ser reservados na memória principal para acelerar a transferência. Enquanto um *buffer* estiver sendo lido ou escrito, a CPU pode processar os dados em outro *buffer*. Isso é possível porque existe um processador (controlador) de entrada e saída independente que, uma vez inicializado, pode executar a transferência de um bloco de dados entre a memória e o disco de maneira independente e simultaneamente ao processamento da CPU.

A Figura 13.3 ilustra como dois processos podem ser conduzidos em paralelo. Os processos A e B estão sendo executados **concorrentemente, de modo intercalado**, enquanto os processos C e D estão sendo executados **concorrentemente, de modo paralelo**. Quando uma única CPU controla múltiplos processos, a execução em paralelo não é possível. Entretanto, os processos ainda podem ser executados concorrentemente de forma intercalada. O *buffering* é muito útil para processos executados concorrentemente em paralelo, ou porque está disponível um processador exclusivo para entrada e saída de disco, ou porque existem diversos processadores.

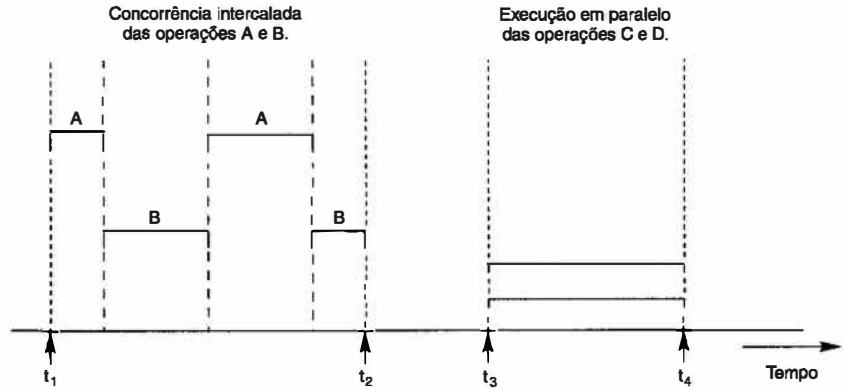


FIGURA 13.3 Execução em concorrência intercalada *versus* paralela.

A Figura 13.4 ilustra como leitura e processamento podem ser conduzidos em paralelo quando o tempo necessário para processar um bloco de disco na memória for menor que o tempo necessário para ler o próximo bloco e preencher um *buffer*. A CPU pode iniciar o processamento do bloco após sua transferência para a memória principal. Ao mesmo tempo, o processador de entrada e saída do disco pode ler e transferir o próximo bloco para um *buffer* diferente. Essa técnica é chamada de ***buffering* duplo** e também pode ser usada para gravar um fluxo contínuo de blocos, da memória para o disco. O *buffering* duplo permite leitura ou escrita contínua de dados em blocos consecutivos de disco, o que elimina o tempo de pesquisa e o atraso rotacional para transferência de todos os blocos, exceto o primeiro. Além disso, os dados estão sempre prontos para o processamento, reduzindo, assim, o tempo de espera nos programas.

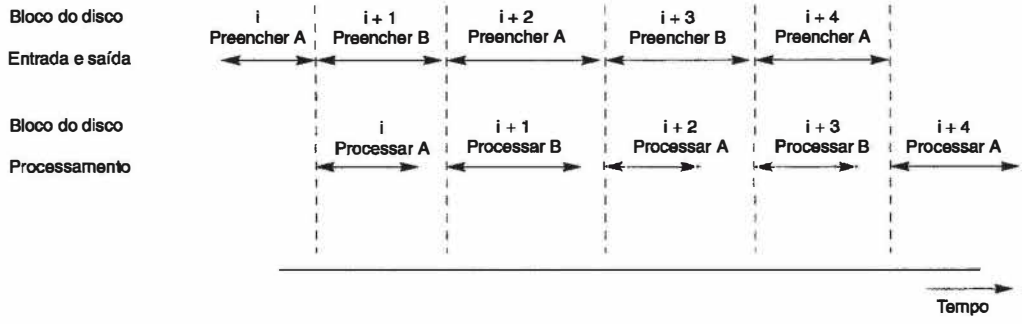


FIGURA 13.4 Uso de dois *buffers*, A e B, para ler o disco.

13.4 Disposição de Registros de Arquivos em Disco

Nesta seção definiremos os conceitos de registros, tipos de registros e arquivos. A seguir analisaremos as técnicas para posicionar registros de arquivos no disco.

13.4.1 Registros e Tipos de Registros

Os dados geralmente são armazenados na forma de **registros**. Cada registro consiste de uma coleção de **valores** ou **itens** relacionados, na qual cada valor é formado por um ou mais bytes e corresponde a um **campo** de dado registro. Os registros geralmente descrevem as entidades e seus atributos. Por exemplo, um registro EMPREGADO representa uma entidade empregado e cada valor de campo do registro especifica algum tributo daquele empregado, tal como NOME, DATANASC, SALARIO ou SUPERVISOR. Uma coleção de nomes de campo e seus respectivos tipos de dados constituem uma definição de **tipo de registro** ou **formato de registro**. Um **tipo de dado**, associado a cada campo, especifica os tipos de valores que um campo pode receber.

O tipo de dado de um campo geralmente é um dos tipos de dados padrões usados em programação. Eles incluem tipos numéricos (inteiro, inteiro longo ou ponto flutuante), cadeia de caracteres (de tamanho fixo ou variável), booleano (tendo apenas 0 e 1 ou VERDADEIRO e FALSO como valores) e, algumas vezes, tipos de dados especialmente codificados para **data** e **hora**. O número de bytes necessário para cada tipo de dado é fixo para um determinado sistema de computador. Um número inteiro pode necessitar de 4 bytes, um inteiro longo, de 8 bytes, um número real, de 4 bytes, um booleano, de 1 byte, uma data, de 10 bytes (supondo o formato AAAA-MM-DD), e uma cadeia de *k* caracteres de tamanho fixo, de *k* bytes. Cadeias de caracteres de tamanho variável podem necessitar de tantos bytes quantos forem os caracteres em cada valor de campo. Por exemplo, o tipo do registro EMPREGADO pode ser definido — usando a notação da linguagem de programação C — de acordo com a seguinte estrutura:

```
struct empregado{
   char nome[30];
   char ssn[9];
   int salario;
   int codigo;
   char departmento[20];
};
```

Em aplicações recentes de bancos de dados, pode haver necessidade de armazenar itens de dados que consistem de grandes objetos desestruturados, que representam imagens, vídeo ou áudio digitalizado, ou texto em formato livre. Estes são referidos como BLOBs (*Binary Large Objects* — Grandes Objetos Binários). Um item de dado BLOB geralmente é armazenado separadamente do seu registro em um conjunto de blocos de discos, e um ponteiro para o BLOB é incluído no registro.

13.4.2 Arquivos, Registros de Tamanho Fixo e Registros de Tamanho Variável

Um **arquivo** é uma *seqüência* de registros. Em muitos casos, todos os registros de um arquivo são do mesmo tipo de registro. Se todos os registros em um arquivo possuem exatamente o mesmo tamanho (em bytes), diz-se que o arquivo é formado por **registros de tamanho fixo**. Se registros diferentes em um arquivo possuem tamanhos diferentes, diz-se que o arquivo é formado por **registros de tamanho variável**. Um arquivo pode ter registros de tamanho variável por diversas razões:

- Os registros do arquivo são do mesmo tipo de registro, mas um ou mais campos são de tamanho variável (**campos de tamanho variável**). Por exemplo, o campo NOME de EMPREGADO pode ser um campo de tamanho variável.
- Os registros do arquivo são do mesmo tipo de registro, porém, um ou mais campos podem ter diversos valores para registros individuais; tal campo é chamado **campo multivalorado** (***repeating field***), e um grupo de valores para o campo é chamado **grupo de repetição**.
- Os registros do arquivo são do mesmo tipo de registro, mas um ou mais campos são **opcionais**, ou seja, eles podem ter valores para alguns, mas não para todos os registros do arquivo (**campos opcionais**).
- O arquivo contém registros de *diferentes tipos de registro* e, portanto, de tamanhos variáveis (**arquivo misto**). Isso pode ocorrer se registros relacionados de diferentes tipos forem *reunidos* (em *cluster*) nos blocos de disco; por exemplo, os registros do BOLETIM de um determinado estudante podem ser posicionados seguindo o seu registro ALUNO.

Os registros de EMPREGADO de tamanho fixo na Figura 13.5a possuem um tamanho de registro de 71 bytes. Cada registro possui os mesmos campos, e os tamanhos dos campos são fixos, de forma que o sistema possa identificar a posição do byte ini-

cial de cada campo a partir da posição inicial do registro. Isso facilita a localização dos valores dos campos pelos programas que acessam tais arquivos. Observe que é possível representar um arquivo que logicamente deveria ter registros de tamanho variável como um arquivo de registros de tamanho fixo. Por exemplo, no caso de campos opcionais, poderíamos ter *cada campo* incluído em *cada registro do arquivo*, porém, um valor especial nulo seria armazenado se nenhum valor existisse para aquele campo. Para um campo multivalorado, poderíamos alocar tantos espaços em cada registro quanto o *número máximo de valores* que o registro pode possuir. Em qualquer um dos casos, haverá desperdício de espaço se certos registros não possuírem valores para todos os espaços físicos fornecidos em cada registro. Agora consideremos outras opções de formatação de registros de um arquivo de registros de tamanho variável.

Para *campos de tamanho variável*, cada registro possui um valor para cada campo, entretanto, não sabemos o tamanho exato de alguns dos valores desses campos. Para determinar os bytes de um registro em particular, podemos usar caracteres **separadores** especiais (tais como ? ou % ou $) — que não aparecerem em nenhum valor de campo — para encerrar os campos de valor variável (Figura 13.5.b); ou ainda podemos armazenar o tamanho, em bytes, do campo no registro, antes do valor do campo.

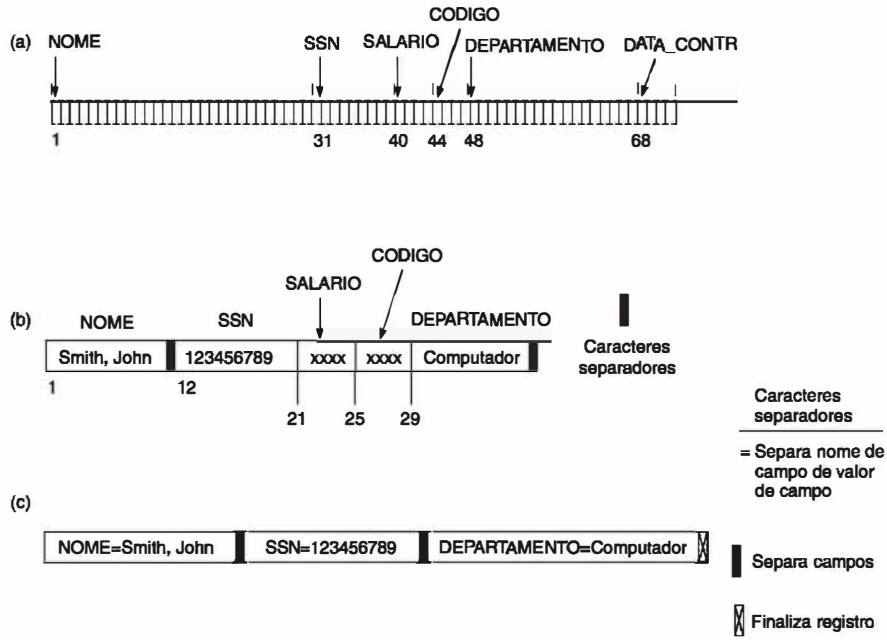


FIGURA 13.5 Três formatos de armazenamento de registro. (a) Registro de tamanho fixo com seis campos e tamanho de 71 bytes. (b) Um registro com dois campos de tamanho variável e três campos de tamanho fixo. (c) Um registro de tamanho variável com três tipos de caracteres separadores.

Um arquivo de registros, com *campos opcionais*, pode ser formatado de diferentes maneiras. Se o número total de campos para um tipo de registro for grande, mas o número de campos que realmente aparece em um registro típico for pequeno, podemos incluir em cada registro uma seqüência de pares <nome-de-campo, valor-de-campo> em vez de apenas valores de campos. Três tipos de caracteres separadores são utilizados na Figura 13.7c, embora possamos usar o mesmo caractere separador para os dois primeiros casos — separar o nome do campo do valor do campo e um campo do próximo campo. Uma opção mais prática seria designar um código curto de **tipo de campo** — digamos, um número inteiro — para cada campo e incluir em cada registro uma seqüência de pares <tipo-de-campo, valor-de-campo> em vez de pares <nome-de-campo, valor-de-campo>.

Um *campo multivalorado* precisaria de um caractere para separar os valores repetidos de um campo e de outro caractere separador para indicar o término do campo. Finalmente, para um arquivo que inclua *registros de diferentes tipos*, cada registro é precedido por um indicador de **tipo de registro**. Compreensivelmente, programas que processam arquivos de registros de tamanho variável — que geralmente são parte do sistema de arquivo e, portanto, pouco visíveis aos programadores comuns —

precisam ser mais complexos que aqueles para registros de tamanho fixo, nos quais a posição inicial e o tamanho de cada campo são conhecidos e fixos.[6]

13.4.3 Divisão de Registros em Blocos e Registros *Spanned Versus* Registros Não-*Spanned* (*Unspanned*)

Os registros de um arquivo precisam ser alocados em blocos de discos porque um bloco é a *unidade de transferência de dados* entre o disco e a memória. Quando o tamanho do bloco é maior que o tamanho do registro, cada bloco conterá vários registros, embora raramente alguns arquivos possam ter registros tão extensos que não caibam em um bloco. Suponha que o tamanho do bloco é B bytes. Para um arquivo de registros de tamanho fixo de R bytes, com $B \geq R$, podemos colocar $bfr = \lfloor B/R \rfloor$ registros por bloco, onde $\lfloor (x) \rfloor$ (*função arredondamento para baixo*) *arredonda para baixo* o número x para um valor inteiro. O valor de bfr é chamado **fator blocagem (fator de divisão em blocos)** para o arquivo. Em geral, R pode não dividir B exatamente; assim, em cada bloco, devemos ter espaço não utilizado igual a

$B - (bfr * R)$ bytes

Para usar esse espaço sem uso, podemos armazenar parte de um registro em um bloco e o restante em outro. Ao final do primeiro bloco, um **ponteiro** aponta para o bloco que contém o restante do registro no caso de ele não ser um bloco consecutivo no disco. Essa organização é chamada ***spanned*** porque os registros podem se fragmentar por mais de um bloco. Sempre que um registro for maior que um bloco, *devemos* usar uma organização *spanned*. Se os registros não puderem atravessar as fronteiras dos blocos, a organização é chamada de **não-*spanned***. Essa organização é usada com registros de tamanho fixo, tendo $B > R$, porque isso faz com que cada registro comece em uma localização conhecida no bloco, simplificando o processamento dos registros. Para registros de tamanho variável, podem ser usadas tanto a organização *spanned* quanto a não-*spanned*. Se o tamanho médio dos registros é grande, é vantajoso usar a *spanned* para reduzir a perda de espaço em cada bloco. A Figura 13.6 ilustra comparativamente as organizações *spanned* e não-*spanned*.

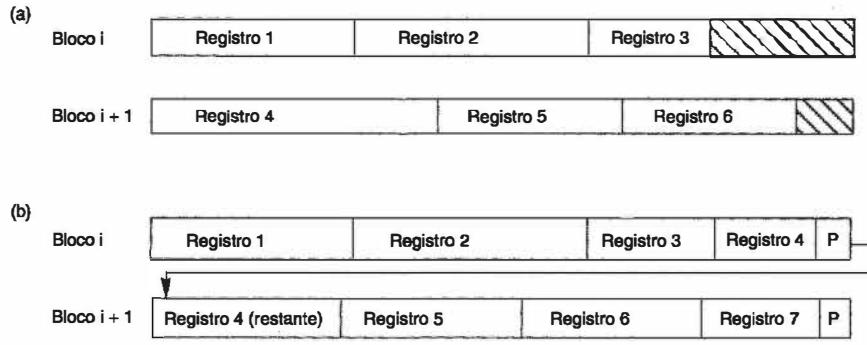


FIGURA 13.6 Tipos de organização de registro. (a) Não-*spanned*. (b) *Spanned*.

Para registros de tamanho variável que utilizam a organização *spanned*, cada bloco pode armazenar um número diferente de registros. Nesse caso, o fator blocagem *bfr* representa o número *médio* de registros por blocos para o arquivo. Podemos usar o *bfr* para calcular o número de blocos b necessários para um arquivo de r registros:

$b = \lceil (r/bfr) \rceil$ blocos

onde $\lceil (x) \rceil$ (*função arredondamento para cima*) arredonda o valor de x para o próximo inteiro.

13.4.4 Alocação de Blocos de Arquivos em Disco

Há diversas técnicas padronizadas para a alocação de blocos de um arquivo em disco. Na **alocação consecutiva (*contiguous allocation*)**, os blocos de arquivo são alocados consecutivamente no disco. Utilizando-se o *buffering* duplo, a leitura do arquivo inteiro é muito rápida, porém, torna difícil a expansão do arquivo. Na **alocação encadeada (*linked allocation*)**, cada bloco

6 Outros esquemas são possíveis para a representação de registros de tamanho variável.

de arquivo contém um ponteiro para o próximo bloco de arquivo. Isso facilita a expansão do arquivo, mas torna lenta a leitura do arquivo inteiro. Uma combinação dos dois seria a alocação de blocos consecutivos em ***clusters*** de disco com o encadeamento desses *clusters*. Os *clusters* são, às vezes, chamados **segmentos de arquivo** ou **extensões**. Outra possibilidade é utilizar a **alocação indexada**, na qual um ou mais **blocos de índice** contém ponteiros para os blocos de arquivo de fato. Também é comum utilizar combinações dessas técnicas.

13.4.5 Cabeçalhos de Arquivo

Um **cabeçalho de arquivo** ou **descritor de arquivo** contém informações sobre o arquivo que serão necessárias aos programas de sistema que acessam os registros do arquivo. O cabeçalho contém informações para determinar os endereços de disco dos blocos do arquivo, bem como registrar descrições do formato que podem incluir tamanho e ordem dos campos em um registro para registros de tamanho fixo não-*spanned*, além de códigos de tipos de campos, caracteres separadores e códigos de tipos de registro para registros de tamanho variável.

Para pesquisar um registro no disco, um ou mais blocos são copiados nos *buffers* da memória principal. Os programas, então, procuram o registro ou os registros desejados dentro dos *buffers* usando a informação do cabeçalho do arquivo. Se o endereço do bloco que contém o registro desejado não é conhecido, os programas de pesquisa devem fazer uma **pesquisa linear** pelos blocos do arquivo. Cada bloco de arquivo é copiado em *buffer* e pesquisado até o registro ser localizado, ou até que todos os blocos do arquivo tenham sido pesquisados sem sucesso. Para um arquivo grande, isso pode consumir muito tempo. O objetivo de uma boa organização de arquivo é localizar um bloco que contenha um registro desejado com um número mínimo de transferências de bloco.

13.5 Operações em Arquivos

As operações em arquivo são geralmente divididas em **operações de recuperação** e em **operações de atualização**. As primeiras não alteram nenhum valor no arquivo, apenas localizam certos registros, de forma que seus valores de campo possam ser examinados e processados. As últimas mudam o arquivo por meio da inclusão ou da exclusão de registros ou pela modificação de valores dos campos. Em ambos os casos, podemos ter de **selecionar** um ou mais registros para a recuperação, a exclusão ou a modificação, tendo como base uma **condição de seleção** (ou **condição para filtragem**), que especifica os critérios que o registro ou os registros desejados devem satisfazer.

Considere um arquivo EMPREGADO com os campos NOME, SSN, SALARIO, CODIGOCARGO e DEPARTAMENTO. Uma **condição de seleção simples** pode envolver uma comparação de igualdade sobre algum valor de campo — por exemplo, (SSN = '123456789') ou (DEPARTAMENTO = 'Pesquisa'). Condições mais complexas podem envolver outros tipos de operadores de comparação, tais como > ou ≥; um exemplo é (SALARIO ≥ 30.000). O caso geral é ter uma expressão booleana arbitrária sobre os campos como condição de seleção.

As operações de seleção em arquivos geralmente são baseadas em condições de seleção simples. Uma condição complexa precisa ser decomposta pelo SGBD (ou pelo programador) para extrair uma condição simples que possa ser usada para localizar registros no arquivo. Cada registro localizado é, então, verificado para determinar se ele satisfaz a condição de seleção completa. Por exemplo, podemos extrair a condição simples (DEPARTAMENTO = 'Pesquisa') da condição complexa ((SALARIO ≥ 30.000) AND (DEPARTAMENTO = 'Pesquisa')); cada registro que satisfaça (DEPARTAMENTO = 'Pesquisa') será localizado e testado para verificar se também satisfaz (SALARIO ≥ 30.000).

Quando diversos registros satisfizerem uma condição de pesquisa, o *primeiro* registro — relativo à seqüência física dos registros do arquivo — é inicialmente localizado e designado como **registro atual**. Operações de pesquisa subseqüentes começam a partir desse registro e localizam o *próximo* registro no arquivo que satisfaça a condição.

Operações reais para a localização e o acesso de registros de arquivos variam de sistema para sistema. Abaixo, apresentamos um conjunto representativo de operações. Em geral, programas de alto nível, como programas de software SGBD, são usados para acesso aos registros usando esses comandos, assim, algumas vezes nos referiremos a **variáveis de programas** com as seguintes descrições:

- *Open* (Abrir): Prepara o arquivo para leitura ou escrita. Aloca os *buffers* adequados (pelo menos dois) para hospedar os blocos do arquivo desde o disco, e busca o cabeçalho do arquivo. Posiciona o ponteiro do arquivo no início do arquivo.
- *Reset* (Reinicializar): Reposiciona o ponteiro de arquivo, de um arquivo aberto, em seu início.

- *Find* ou *Locate* (Encontrar ou Localizar): Busca o primeiro registro que satisfaça uma condição de pesquisa. Transfere o bloco que contém aquele registro para um *buffer* na memória principal (se ele ainda não estiver lá). O ponteiro do arquivo aponta para o registro no *buffer* e ele se torna o *registro atual*. Algumas vezes, verbos diferentes são utilizados para indicar se o registro localizado deve ser recuperado ou atualizado.
- *Read* ou *Get* (Ler ou Obter): Copia o registro atual do *buffer* para uma variável do programa do usuário. Este comando também pode avançar o ponteiro do registro corrente para o próximo registro do arquivo, o que pode implicar a leitura no disco do próximo bloco.
- *FindNext* (Encontrar o Próximo): Procura o próximo registro no arquivo que satisfaça a condição de pesquisa. Transfere o bloco contendo aquele registro para um *buffer* da memória principal (se ele já não estiver lá). O registro é localizado no *buffer* e se torna o registro atual.
- *Delete* (Excluir): Exclui o registro atual e (no final) atualiza o arquivo no disco para refletir a exclusão.
- *Modify* (Modificar): Modifica alguns valores de campos no registro atual e (no final) atualiza o arquivo no disco para refletir a modificação.
- *Insert* (Incluir): Acrescenta um novo registro no arquivo por meio da localização do bloco no qual o registro deve ser incluído, transferindo aquele bloco para o *buffer* da memória principal (se ele já não estiver lá), escrevendo o registro no *buffer* e (no final) escrevendo o *buffer* no disco para refletir a inclusão.
- *Close* (Fechar): Finaliza o acesso ao arquivo por meio da liberação dos *buffers* e da execução de quaisquer outras operações de limpeza necessárias.

As operações anteriores (exceto *Open* e *Close*) são chamadas ***record-at-a-time*** (um registro por vez), porque cada operação se aplica a um único registro. É possível agrupar as operações *Find*, *FindNext* e *Read* em uma única operação *Scan* (Varrer), cuja descrição é a seguinte:

- *Scan* (Varrer): Se o arquivo tiver acabado de ser aberto ou reinicializado, o *Scan* retorna o primeiro registro; caso contrário, retorna o próximo. Se uma condição for especificada com a operação, o registro retornado é o primeiro ou o próximo registro que satisfizer a condição.

Em sistemas de bancos de dados, operações adicionais de mais alto nível, ***set-at-a-time*** (um conjunto de registros por vez), podem ser aplicadas a um arquivo. Exemplos dessas operações:

- *FindAll* (Encontrar Todos): Encontra *todos* os registros de um arquivo que satisfizerem uma condição de pesquisa.
- *Find* ou *Locate n* (Encontrar ou Localizar *n*): Busca o primeiro registro que satisfizer a condição de pesquisa e, então, continua localizando os próximos n–1 registros que satisfizerem a mesma condição. Transfere os blocos contendo os *n* registros para o *buffer* da memória principal (se já não estiverem lá).
- *FindOrdered* (Encontrar e Ordenar): Recupera todos os registros de um arquivo em alguma ordem especificada.
- *Reorganize* (Reorganizar): Inicia o processo de reorganização. Como veremos, algumas organizações de arquivo necessitam de reorganização periódica. Um exemplo é reordenar os registros do arquivo, classificando-os de acordo com um campo específico.

Nesse ponto, vale a pena observar a diferença entre os termos *organização de arquivo* e *método de acesso*. Uma **organização de arquivo** se refere à organização dos dados de um arquivo em registros, blocos e estruturas de acesso; e isso inclui a maneira como registros e blocos são posicionados e interligados na mídia de armazenamento. Um **método de acesso**, porém, fornece um grupo de operações — como as listadas anteriormente — que podem ser aplicadas a um arquivo. Em geral, é possível aplicar vários métodos de acesso a uma organização de arquivo. No entanto, alguns métodos de acesso podem ser aplicados apenas a arquivos organizados de certa maneira. Por exemplo, não podemos aplicar um método de acesso indexado a um arquivo sem índices (Capítulo 6).

Geralmente temos a expectativa de usar algumas condições de pesquisa mais do que outras. Alguns arquivos podem ser **estáticos**, significando que operações de atualização são raramente executadas; outros arquivos, mais **dinâmicos**, podem ser alterados freqüentemente, assim, operações de atualização são aplicadas constantemente a eles. Uma organização bem-sucedida de arquivo deve realizar, tão eficientemente quanto possível, as operações que temos expectativa de que sejam *aplicadas freqüentemente* a ele. Por exemplo, considere o arquivo EMPREGADO (Figura 13.5a), que armazena os registros dos atuais empregados de uma empresa. Esperamos acrescentar registros (quando empregados são contratados), excluir registros (quando empregados deixam a empresa) e modificar registros (por exemplo, quando o salário ou o cargo de um funcionário mudar). A exclusão ou modificação de um registro requer uma condição de seleção para identificar um registro em particular ou um conjunto de registros. A recuperação de um ou mais registros também requer uma condição de seleção.

Se os usuários esperarem principalmente aplicar condições de pesquisa baseadas no SSN, o projetista deve escolher uma organização de arquivo que facilite a localização de um registro dado seu valor para o campo SSN. Isso pode implicar a ordenação fisicamente dos registros pelo valor de SSN ou a definição de um índice para o SSN (Capítulo 6). Suponha que uma segunda aplicação use o arquivo para gerar os cheques de pagamento dos empregados e necessite que eles sejam agrupados por departamento. Para tal aplicação, é melhor armazenar consecutivamente todos os registros de empregados que possuírem o mesmo valor para departamento, reunindo-os em blocos e, talvez, ordenando-os pelo nome dentro de cada departamento. Entretanto, esse arranjo entra em conflito com a ordem dos registros segundo o valor do SSN. Se ambas aplicações forem importantes, o projetista deveria escolher uma organização que permitisse que elas fossem executadas de maneira eficiente. Infelizmente, em muitos casos, pode não existir uma organização que permita que todas as operações necessárias em um arquivo sejam implementadas eficientemente. Em tais casos, deve ser escolhida uma solução conciliatória que leve em consideração a importância e o elenco das operações de recuperação e de atualização esperadas.

Nas seções seguintes e no Capítulo 6, discutiremos métodos para a organização dos registros de um arquivo em disco. Várias técnicas genéricas, tais como classificação, *hashing* e indexação, são usadas para criar métodos de acesso. Além disso, várias técnicas genéricas para a manipulação de inclusões e exclusões funcionam com muitas organizações de arquivo.

13.6 Arquivos de Registros Desordenados (*Heap Files*)

No tipo de organização mais simples e básica, os registros estão posicionados no arquivo segundo a ordem pela qual foram incluídos, de forma que novos registros são acrescentados ao final do arquivo. Tal organização é chamada ***heap file*** ou ***pile file*** (arquivo pilha).[7] Essa organização é freqüentemente utilizada com caminhos de acesso adicionais, tais como os índices secundários vistos no Capítulo 6. Ela também é usada para coletar e armazenar registros para uso futuro.

Incluir um novo registro é *muito eficiente*: o último bloco de disco do arquivo é copiado no *buffer*, o novo registro é acrescentado e o bloco é **reescrito** no disco. O endereço do último bloco do arquivo é mantido no cabeçalho do arquivo. Entretanto, a pesquisa por um registro, usando qualquer condição, envolve uma **pesquisa seqüencial** bloco a bloco do arquivo — um procedimento dispendioso. Se apenas um dos registros satisfizer a condição de pesquisa, então um programa irá carregar em memória e pesquisar, na média, a metade dos blocos do arquivo antes de encontrar o registro desejado. Para um arquivo com b blocos, isso implica pesquisar $(b/2)$ blocos, em média. Se nenhum registro, ou vários deles, satisfizer a condição de pesquisa, o programa deve ler e pesquisar todos os b blocos do arquivo.

Para excluir um registro, um programa deve primeiro encontrar seu bloco, copiá-lo em um *buffer*, então excluir o registro do *buffer* e, finalmente, **reescrever o bloco** de volta no disco. Isso deixa espaços sem uso no bloco do disco. A exclusão de um grande número de registros resulta, dessa forma, em desperdício de espaço de armazenamento. Outra técnica utilizada para a exclusão de registro é possuir um byte ou bit extra, chamado **marcador de exclusão** e armazenado com cada registro. Um registro é excluído por meio do ajuste do marcador de exclusão para um certo valor. Um valor diferente para o marcador indica um registro válido (não excluído). Programas de pesquisa consideram apenas os registros válidos de um bloco quando executam sua busca. Ambas as técnicas de exclusão exigem a **reorganização** periódica do arquivo para reaproveitar o espaço, sem uso, dos registros excluídos. Durante a reorganização, os blocos do arquivo são acessados consecutivamente, e os registros são agrupados por meio da remoção dos registros excluídos. Após tal reorganização, os blocos são, uma vez mais, preenchidos até sua capacidade. Outra possibilidade é utilizar o espaço dos registros excluídos durante a inclusão de novos registros, embora isso exija controles adicionais para manter-se dados sobre as localizações vazias.

Podemos usar ambas as organizações, *spanned* e não-*spanned*, para arquivos desordenados, e elas podem ser usadas tanto com registros de tamanho fixo quanto com registros de tamanho variável. A modificação de um registro de tamanho variável pode exigir a exclusão do registro antigo e a inclusão de um registro modificado, porque o registro modificado pode não caber em seu espaço antigo no disco.

Para ler todos os registros pela ordem dos valores de algum campo, criamos uma cópia ordenada do arquivo. Ordenar (ou classificar) é uma operação dispendiosa em grandes arquivos de disco, e técnicas especiais para **classificação externa** (***external sort***) são usadas no Capítulo 15.

Para um arquivo desordenado com *registros de tamanho fixo* utilizando *blocos* não-*spanned* e *alocação consecutiva*, é fácil acessar qualquer registro pela sua **posição** no arquivo. Se os registros do arquivo são numerados por $0,1,2,\ldots,r-1$ e os registros em cada bloco são numerados por $0,1,2,\ldots,bfr-1$, onde bfr é o fator de blocagem, então o *i-ésimo* registro do arquivo está localizado no bloco $\lfloor (i/bfr) \rfloor$ e é o (*i mod bfr*)*-ésimo* registro daquele bloco. Tal arquivo é freqüentemente chamado de **arquivo relativo** ou **direto** porque os registros podem ser acessados diretamente pelas suas posições relativas. O acesso a um registro pela sua

7 Às vezes essa organização é chamada **arquivo seqüencial**.

posição não ajuda a localizar um registro com base em uma condição de pesquisa; entretanto, facilita a construção de caminhos de acesso ao arquivo, tais como os índices vistos no Capítulo 6.

13.7 Arquivos de Registros Ordenados (*Sorted Files*)

Podemos ordenar fisicamente os registros de um arquivo em um disco a partir dos valores de um de seus campos — chamado **campo de classificação.** Isso leva a um arquivo **ordenado** ou **seqüencial.**[8] Se o campo de classificação também for um **campo-chave** do arquivo — um campo do qual se garante ter um único valor em cada registro —, então o campo é chamado **chave de classificação** para o arquivo. A Figura 13.7 mostra um arquivo ordenado, tendo o campo NOME como campo-chave de classificação (supondo que os empregados tenham nomes distintos).

Arquivos ordenados têm algumas vantagens sobre arquivos desordenados. Primeiro, a leitura dos registros na ordem dos valores da chave de classificação se torna extremamente eficiente porque nenhuma classificação se faz necessária. Segundo, encontrar o próximo registro a partir do atual, na ordem dos valores da chave de classificação, geralmente não requer acessos a outros blocos porque o próximo registro deve estar no mesmo bloco que o atual (a menos que o registro corrente seja o último do bloco). Terceiro, o uso de uma condição de pesquisa baseada no valor do campo-chave de classificação resulta em um acesso mais rápido quando a técnica de pesquisa binária é utilizada, a qual constitui uma melhoria em relação à pesquisa linear, embora não seja freqüentemente utilizada em arquivos de disco.

Uma **pesquisa binária** em arquivos de disco pode ser feita com base em blocos em vez de em registros. Suponha que um arquivo possui b blocos numerados por 1, 2, ... b; que os registros são ordenados pelo valor crescente de seu campo-chave de classificação; e que estamos buscando um registro cujo valor do campo-chave de classificação é K. Supondo que os endereços de disco dos blocos do arquivo estão disponíveis no cabeçalho do arquivo, a pesquisa binária pode ser descrita pelo Algoritmo 13.1. Uma pesquisa binária geralmente acessa $log_2(b)$ blocos, quer o registro seja encontrado ou não — uma melhoria em relação às pesquisas lineares, nas quais, na média, $(b/2)$ blocos são acessados quando o registro for encontrado e b blocos são acessados quando o registro não for encontrado.

Algoritmo 13.1: Pesquisa binária baseada em uma chave de classificação de um arquivo em disco.

```
l ← 1; u ← b; (* b é o número de blocos do arquivo *)
while (u $ l) do
   begin i ← (l + u) div 2;
   read bloco i do arquivo para o buffer;
   if K < (valor do campo-chave de classificação do primeiro registro do bloco i)
   then u ← i 2 1
   else if K > (valor do campo-chave de classificação do último registro do bloco i)
      then l ← i + 1
      else if registro com valor do campo-chave de classificacao = K esta no buffer
         then goto encontrado
         else goto naoencontrado;
   end;
goto naoencontrado;
```

Um critério de pesquisa envolvendo as condições >, <, ≥ e ≤ para o campo de classificação será bastante eficiente, uma vez que a ordem física dos registros implica que todos os registros que satisfaçam a condição serão consecutivos no arquivo. Por exemplo, referindo-se à Figura 13.7, se o critério de pesquisa for (NOME < 'G') — onde < significa *alfabeticamente anterior* —, os registros que satisfizerem o critério de pesquisa serão aqueles a partir do início do arquivo até o primeiro registro que possuir o valor de NOME começando com a letra G.

Classificar não traz nenhuma vantagem em relação ao acesso aleatório ou ordenado aos registros com base em valores dos demais *campos não ordenados* do arquivo. Nesses casos, executaremos uma pesquisa linear para o acesso aleatório. Para acessar os registros na ordem de um campo não ordenado, é necessário criar uma outra cópia classificada do arquivo — em uma ordem diferente.

8 O termo *arquivo seqüencial* também tem sido utilizado para se referir a arquivos desordenados.

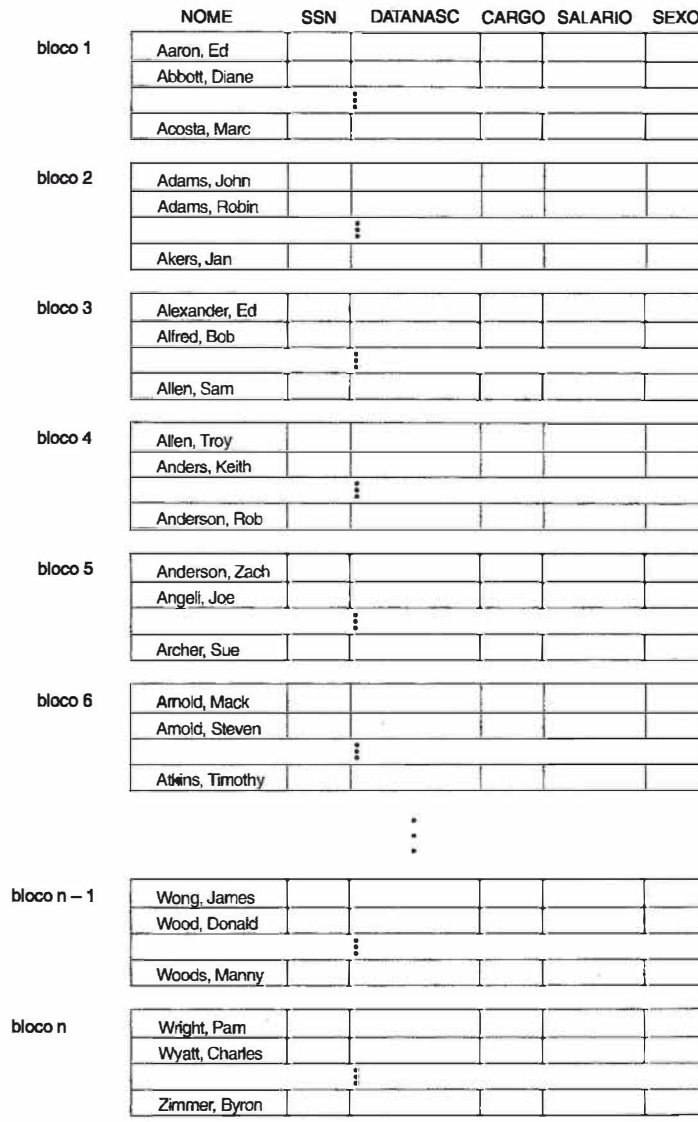


FIGURA 13.7 Alguns blocos de um arquivo ordenado (seqüencial) de registros de EMPREGADO tendo NOME como campo-chave de classificação.

A inclusão e a exclusão de registros são operações dispendiosas para um arquivo ordenado porque os registros deverão permanecer ordenados fisicamente. Para inserir um registro, devemos encontrar sua posição correta no arquivo, de acordo com seu valor no campo de classificação e, então, abrir espaço no arquivo para inserir o registro naquela posição. Para um arquivo grande, isso pode consumir muito tempo, pois, em média, a metade dos registros do arquivo deverá ser transferida para abrir espaço para o novo registro. Isso significa que a metade dos blocos de arquivos deverá ser lida e regravada após os registros serem transferidos entre eles. Para a exclusão de um registro, o problema será menos grave se forem utilizados marcadores de exclusão e se forem feitas reorganizações periódicas.

Uma opção para tornar a inclusão mais eficiente é manter alguns espaços não utilizados em cada bloco para novos registros. Entretanto, uma vez que esse espaço seja utilizado, o problema original ressurge. Um outro método freqüentemente utilizado é criar um arquivo *desordenado* temporário, chamado arquivo **de *overflow*** ou **de transação**. Com essa técnica, o arquivo ordenado real é chamado arquivo **principal** ou **mestre**. Os novos registros são incluídos ao final do arquivo de *overflow* em vez de serem incluídos em suas posições corretas no arquivo principal. Periodicamente o arquivo de *overflow* é classificado e incorporado ao arquivo mestre durante a reorganização do arquivo. A inclusão se torna muito eficiente, porém, à custa do aumento da complexidade do algoritmo de pesquisa. O arquivo de *overflow* deve ser pesquisado por meio de uma pesquisa linear se, após a pesquisa binária, o registro não for encontrado no arquivo principal. Para aplicações que não exijam informação atualizada, os registros de *overflow* poderão ser ignorados durante a busca.

Modificar o valor de um campo de registro depende de dois fatores: (1) da condição para localizar o registro e (2) do campo a ser modificado. Se a condição de pesquisa envolver o campo-chave ordenado, poderemos localizar o registro usando uma pesquisa binária; caso contrário, precisaremos realizar uma pesquisa linear. Um campo não ordenado poderá ser modificado por meio da alteração do registro e de sua regravação na mesma localização física no disco — supondo registros de tamanho fixo. Modificar um campo de classificação significa que sua posição poderá ser alterada no arquivo, o que exigirá a exclusão do registro antigo seguida da inclusão do registro modificado.

A leitura dos registros do arquivo pela ordem do campo de classificação é bastante eficiente se ignorarmos registros de *overflow*, uma vez que os blocos podem ser lidos consecutivamente usando *buffering* duplo. Para incluir os registros em *overflow*, deveremos proceder à sua intercalação nas posições corretas; nesse caso, poderíamos primeiro reorganizar o arquivo e então ler seus blocos seqüencialmente. Para reorganizar o arquivo, primeiro precisamos classificar os registros no arquivo de *overflow* e, então, mesclá-los ao arquivomestre. Os registros marcados para a exclusão serão removidos durante a reorganização.

A Tabela 13.2 resume o tempo médio de acesso em acessos de bloco para encontrar um registro específico em um arquivo com b blocos.

TABELA 13.2 Tempos médios de acesso para organizações básicas de arquivo

Tipo de Organização	Método de Acesso/Pesquisa	Tempo Médio de Acesso a um Registro em Particular
Heap (Desordenado)	Varredura Seqüencial (Pesquisa Linear)	$b/2$
Ordenado	Varredura Seqüencial	$b/2$
Ordenado	Pesquisa Binária	$\log_2 b$

Raramente os arquivos ordenados são utilizados em aplicações de bancos de dados, a menos que um caminho de acesso real, chamado **índice primário**, seja utilizado; isso resulta em um **arquivo seqüencial indexado** e melhora ainda mais o tempo de acesso aleatório no campo-chave de classificação. Analisaremos índices no Capítulo 14.

13.8 TÉCNICAS DE *HASHING*

Um outro tipo de organização primária de arquivo baseia-se em *hashing*, que fornece um acesso muito rápido aos registros sob certas condições de pesquisa. Essa organização é geralmente chamada **arquivo *hash***.[9] A condição de pesquisa precisa ser de igualdade em um único campo; neste caso, o campo é chamado **campo de *hash***. Na maioria dos casos, o campo de *hash* será também o campo-chave do arquivo e, assim, será chamado **chave de *hash***. A idéia do *hashing* é fornecer uma função h, chamada **função *hash*** ou **função *randomizing***, que, aplicada ao valor do campo de *hash* de um registro, gere o *endereço* do bloco de disco no qual o registro está armazenado. A busca do registro dentro do bloco pode ser realizada em um *buffer* da memória principal. Para a maioria dos registros, necessitamos de apenas um bloco para recuperar esse registro.

O *hashing* também é utilizado como uma estrutura de pesquisa interna em um programa sempre que um grupo de registros for acessado exclusivamente pelo valor de um campo. Descreveremos o uso de *hashing* para arquivos internos na Seção 13.9.1; depois mostraremos como ele pode ser modificado para armazenar arquivos externos em disco na Seção 13.9.2. Na Seção 13.9.3 discutiremos as técnicas para estender o *hashing* a arquivos com crescimento dinâmico.

9 Um arquivo *hash* também é chamado *arquivo direto*.

13.8.1 *Hashing* Interno

Para arquivos internos, o *hashing* é normalmente implementado por uma **tabela *hash***, por meio do uso de um vetor de registros. Suponha que o índice do vetor varie de 0 a M–*1* (Figura 13.8a); temos, assim, M posições (***slots***), cujos endereços correspondem aos índices do vetor. Escolheremos uma função *hash* tal que transforme o valor do campo de *hash* em um número inteiro entre 0 e M–*1*. Uma função *hash* típica é a função $h(K) = K \bmod M$, que retorna o valor inteiro do resto após a divisão de uma chave *hash* *K* por M; esse valor será, então, usado como o endereço do registro.

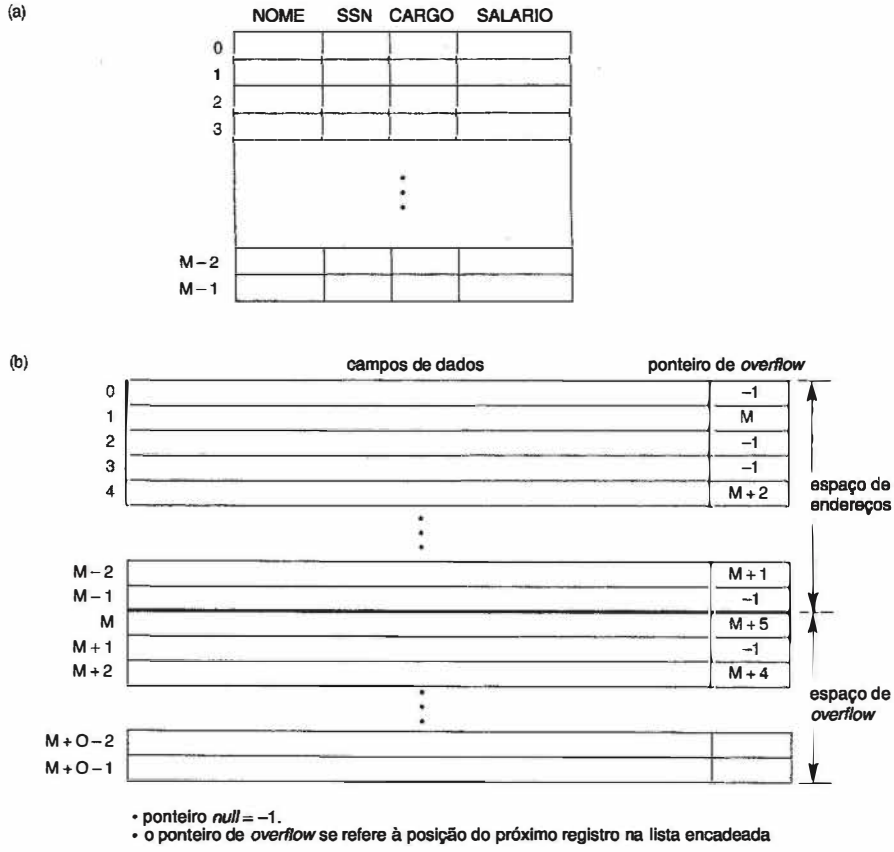


FIGURA 13.8 Estruturas de dados de *hashing* interno. (a) Vetor de *M* posições para uso em *hashing* interno. (b) Resolução de colisão por meio do encadeamento de registros.

Valores de campos de *hash* não inteiros podem ser transformados em inteiros antes que a função *mod* seja aplicada. Para cadeias de caracteres, o código numérico (ASCII), associado aos caracteres, pode ser utilizado na transformação — por exemplo, multiplicando seus valores no código. Para um campo de *hash* cujo tipo de dado é uma cadeia de vinte caracteres, o Algoritmo 13.2a pode ser usado para calcular o endereço *hash*. Supusemos que a função *code* retorna o código numérico de um caractere e que nos é dado um valor *K* de campo de *hash* do tipo *K : array[1..20] of char* (em PASCAL) ou *char K[20]* (em C).

Algoritmo 13.2: Dois algoritmos simples de *hashing*. (a) Aplicação da função *hash mod* a uma cadeia de caracteres *K*. (b) Resolução de colisão por meio de *open addressing*.

```
(a)  temp ← 1;
     for i ← 1 to 20 do temp ← temp * code(K[i]) mod M;
     endereco_hash ← temp mod M;
```

```
(b) i ← endereco_hash(K); a ← i;
    if posicao i esta ocupada
       then begin i ← (i + 1) mod M;
          while (i fi a) and posicao i esta ocupada
             do i ← (i + 1) mod M;
          if (i = a) then todas as posicoes estao preenchidas
             else novo_endereco_hash ← i;
          end;
```

Outras funções *hash* podem ser usadas. Uma técnica, chamada **folding**, envolve a aplicação de uma função aritmética, tal como a *adição*, ou de uma função lógica, como *exclusivo*, a partes diferentes do valor do campo de *hash* para calcular o endereço *hash*. Uma outra técnica envolve escolher alguns dígitos do valor do campo de *hash* — por exemplo, o terceiro, o quinto e o oitavo dígitos — para formar o endereço *hash*.[10] O problema com a maioria das funções *hash* é que elas não garantem que diferentes valores levarão a diferentes endereços *hash* porque o **espaço de variação do campo de *hash*** — o número de valores possíveis que um campo de *hash* pode assumir — é geralmente muito maior que o **espaço de endereços** — o número de endereços disponíveis para os registros. A função *hash* mapeia o espaço de variação do campo de *hash* no espaço de endereços.

Uma **colisão** ocorrerá quando o valor do campo de *hash* de um registro que está sendo incluído levar a um endereço *hash* que já contiver um registro diferente. Nessa situação, deveremos incluir o novo registro em alguma outra posição, uma vez que o endereço *hash* está ocupado. O processo para encontrar outra posição é chamado **resolução de colisão**. Há vários métodos para a resolução de colisão, vejamos alguns:

- *Open addressing (endereço aberto)*: A partir da posição já ocupada pelo endereço *hash*, o programa prossegue a verificação, pela ordem, das posições subseqüentes, até que seja encontrada uma posição não utilizada (vazia). O Algoritmo 13.2b pode ser usado com esse propósito.
- *Encadeamento (chaining)*: Neste método são mantidas várias posições de *overflow*, geralmente por meio da extensão do vetor por um número de posições de *overflow*. Além disso, um campo ponteiro é adicionado a cada localização de registro. Uma colisão é resolvida posicionando o novo registro em uma localização de *overflow* não utilizada e colocando o endereço de *overflow* no ponteiro do endereço *hash* ocupado. Assim, será mantida uma lista encadeada de registros de *overflow* para cada endereço *hash*, conforme mostrado na Figura 13.8b.
- *Hashing múltiplo*: O programa aplicará uma segunda função *hash* caso a primeira resulte em colisão. Se novamente ocorrer uma colisão, o programa usará *open addressing* ou aplicará uma terceira função *hash*, usando *open addressing* se necessário.

Cada método de resolução de colisão requer seus próprios algoritmos para inclusão, recuperação e exclusão de registros. Os algoritmos de encadeamento são os mais simples, porém, os algoritmos de exclusão para *open addressing* são mais complicados. Livros básicos sobre estruturas de dados discutem algoritmos de *hash* com mais detalhes.

O objetivo de uma boa função *hash* é distribuir os registros uniformemente pelo espaço de endereços de forma a minimizar as colisões e não deixar endereços sem uso. Estudos de simulação e análise mostraram que geralmente é melhor manter entre 70% e 90% uma tabela *hash* cheia, tal que o número de colisões permaneça pequeno e não haja muito desperdício de espaço. Desse modo, se nossa expectativa é de que tenhamos r registros para armazenar em uma tabela, devemos escolher M localizações para o espaço de endereços, de modo que (r/M) esteja entre 0,7 e 0,9. Também pode ser útil escolher um número primo para M, uma vez que foi demonstrado que isso melhora a distribuição dos endereços *hash* pelo espaço de endereços quando a função *hash mod* é utilizada. Outras funções *hash* podem exigir que M seja uma potência de 2.

13.8.2 *Hashing* Externo para Arquivos em Disco

Hashing para arquivos em disco são chamados ***hashing* externos**. Para adaptar-se às características do armazenamento em disco, considera-se que o espaço de endereço alvo é constituído de ***buckets* (baldes)**, cada qual mantendo múltiplos registros. Um *bucket* é um bloco de disco ou um grupo (*cluster*) de blocos consecutivos. A função *hash* mapeia uma chave a um número de *bucket* relativo em vez de atribuir um endereço absoluto de bloco para o *bucket*. Uma tabela, mantida no cabeçalho do arquivo, converte o número do *bucket* para o endereço de bloco de disco correspondente, conforme é ilustrado na Figura 13.9.

10 Uma discussão detalhada sobre as funções *hash* está fora do objetivo de nossa apresentação.

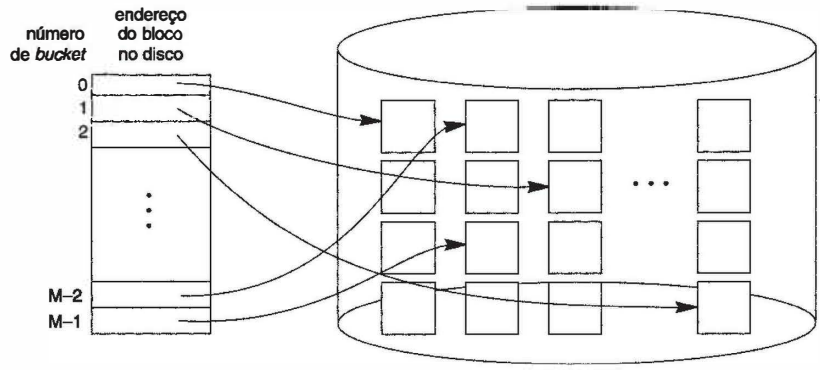


FIGURA 13.9 Correspondência entre números de *bucket* e endereços de blocos de disco.

O problema da colisão é menos grave com *buckets* porque poderão ser direcionados pela função *hash* a um mesmo *bucket*, tantos quantos forem os registros que nele couberem, sem causar problemas. Entretanto, devemos nos preparar para o caso de um *bucket* atingir sua capacidade, e um novo registro, que esteja sendo incluído, seja levado pela função *hash* para aquele *bucket*. Podemos utilizar uma variação do encadeamento no qual seja mantido, em cada *bucket*, um ponteiro para uma lista encadeada de registros de *overflow* do *bucket*, conforme mostrado na Figura 13.10. Os ponteiros na lista encadeada devem ser **ponteiros de registros**, que incluem tanto um endereço de bloco quanto a posição relativa do registro no bloco.

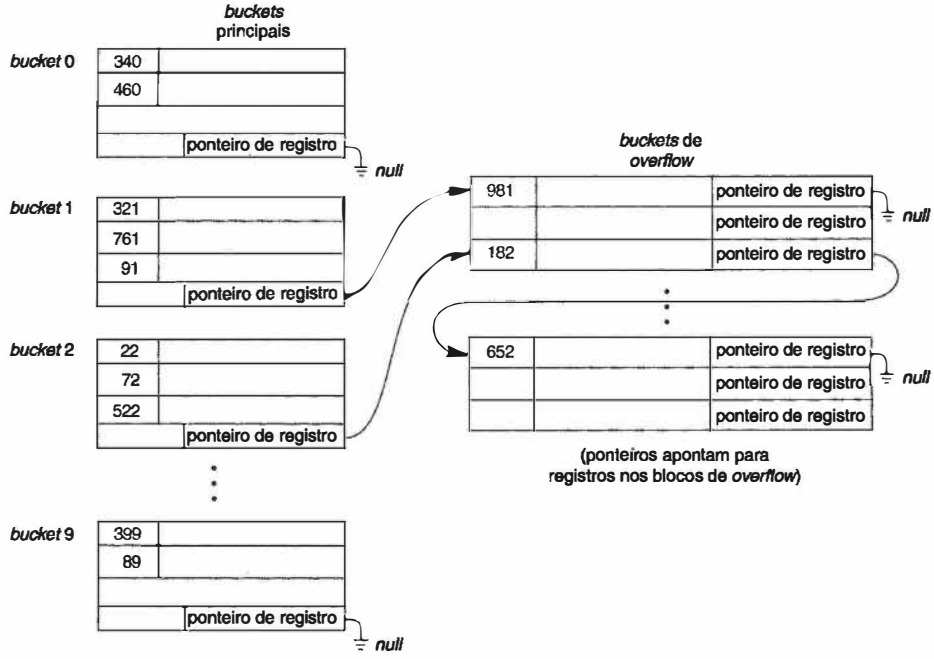


FIGURA 13.10 Tratamento de *overflow* em *buckets* por encadeamento.

O *hashing* fornece o acesso mais rápido possível para a recuperação de um registro arbitrário, dado o valor de seu campo de *hash*. Embora as melhores funções *hash* não mantenham registros na ordem dos valores do campo de *hash*, algumas funções — chamadas funções **que preservam a ordem** — o fazem. Um exemplo simples de uma função *hash* que preserva uma ordenação é tomar os três dígitos mais à esquerda do campo do número da fatura como endereço *hash* e manter os registros classifica-

dos pelo número da fatura, dentro de cada *bucket*. Um outro exemplo é usar um número inteiro como chave de *hash* diretamente como um índice para um arquivo relativo, se os valores da chave de *hash* preencherem um intervalo em particular; por exemplo, se os códigos dos empregados de uma determinada empresa forem determinados como 1, 2, 3... até o número total de empregados, podemos usar a função *hash* identidade para manter a ordem. Infelizmente, isso funciona apenas se as chaves forem geradas, na aplicação em questão, segundo alguma ordem.

O esquema *hashing* descrito é chamado **hashing estático** porque um número fixo M de *buckets* será alocado. Isso pode ser um sério inconveniente para arquivos dinâmicos. Suponha que tenhamos alocado M *buckets* para o espaço de endereço, e que seja *m* o número máximo de registros que cabem em um *bucket*; então no máximo (*m* * M) registros caberão no espaço alocado. Se o número de registros se revelar substancialmente menor que (*m* * M), teremos muito espaço sem uso. Porém, se o número de registros aumentar substancialmente acima de (*m* * M), haverá numerosas colisões, e a recuperação de registros se tornará mais lenta por conta das longas listas de registros de *overflow*. Em ambos os casos, talvez haja necessidade de trocar o número M de blocos alocados e, então, utilizar uma nova função *hash* (baseada no novo valor de M) para redistribuição dos registros. Essas reorganizações podem consumir bastante tempo para arquivos grandes. Organizações de arquivos dinâmicas mais recentes, baseadas em *hashing*, permitem que o número de *buckets* varie dinamicamente apenas com reorganizações localizadas (Seção 13.8.3).

Quando se utiliza o *hashing* externo, a pesquisa de um registro pelo valor de algum campo diferente do campo de *hash* é tão dispendiosa quanto no caso de um arquivo desordenado. A exclusão de registros pode ser implementada por meio da remoção do registro de seu *bucket*. Se o *bucket* possui um encadeamento de *overflow*, podemos transferir um dos registros de *overflow* para o *bucket* em substituição ao registro excluído. Se o registro a ser excluído já estiver no *overflow*, simplesmente o removemos da lista encadeada. Observe que remover um registro de *overflow* implica nos mantermos informados das posições vazias no *overflow*. Isso é feito facilmente por meio da manutenção de uma lista encadeada de localizações de *overflow* sem uso.

A modificação do valor de um campo de um registro depende de dois fatores: (1) da condição de pesquisa para localizar o registro e (2) do campo a ser modificado. Se a condição de pesquisa for uma comparação de igualdade sobre o campo de *hash*, poderemos localizar o registro eficientemente utilizando a função *hash*; caso contrário, deveremos realizar uma pesquisa linear. Um campo diferente do campo de *hash* pode ser modificado alterando o registro e reescrevendo-o no mesmo *bucket*. A modificação de um campo de *hash* significa que o registro pode ser transferido para um outro *bucket*, o que requer a exclusão do registro antigo seguida da inclusão do registro modificado.

13.8.3 Técnicas *Hashing* que Permitem a Expansão de Arquivos Dinâmicos

A maior desvantagem do esquema de *hashing estático*, que acabamos de ver, é que o espaço de endereços *hash* é fixo. Desse modo, é difícil expandir ou diminuir o arquivo dinamicamente. Os esquemas descritos nesta seção tentam reparar essa situação. O primeiro esquema — *hashing* extensível — armazena uma estrutura de acesso adicional ao arquivo e, por isso, é de algum modo similar à indexação (Capítulo 6). A principal diferença é que a estrutura de acesso é baseada nos valores resultantes após a aplicação da função *hash* no campo de pesquisa. Na indexação, a estrutura de acesso é baseada nos valores do próprio campo de pesquisa. A segunda técnica, chamada *hashing* linear, não exige estruturas de acesso adicionais.

Esses esquemas de *hashing* tiram vantagem do fato de que o resultado da aplicação de uma função *hash* é um número inteiro não negativo, podendo ser representado como número binário. A estrutura de acesso é construída sobre a **representação binária** do resultado da função *hash*, que é uma cadeia de **bits**. Chamamos esse número **valor *hash*** de um registro. Os registros são distribuídos entre os *buckets*, tendo como base os valores dos *primeiros bits* de seus valores *hash*.

Hashing Extensível. No *hashing* extensível, um tipo de **diretório** — um vetor de 2^d endereços de *bucket* — é mantido, onde *d* é chamado **profundidade global** do diretório. O valor inteiro correspondente aos primeiros (de mais alta ordem) *d* bits de um valor *hash* é utilizado como um índice de vetor para determinar uma entrada no diretório, e o endereço naquela entrada determina o *bucket* no qual os registros correspondentes serão armazenados. Entretanto, não é necessário que haja um *bucket* diferente para cada uma das 2^d localizações. Diversas localizações de diretório com os mesmos primeiros *d'* bits para seus valores *hash* podem conter o mesmo endereço de *bucket* se todos os registros que a função *hash* levar para essas localizações couberem em um único *bucket*. Uma **profundidade local *d'*** — armazenada em cada *bucket* — especifica o número de bits no qual os conteúdos dos *buckets* são baseados. A Figura 13.11 mostra um diretório com profundidade global $d = 3$.

O valor de *d* pode ser aumentado ou diminuído uma unidade por vez, assim duplicando ou dividindo ao meio o número de entradas no vetor diretório. A duplicação é necessária se ocorrer um *overflow* em um *bucket* cuja profundidade local *d'* seja igual à profundidade global *d*. A divisão ao meio ocorre se $d > d'$ para todos os *buckets* após a ocorrência de algumas exclusões. A maioria das recuperações de registro exige dois acessos a blocos: um para o diretório e outro para o *bucket*.

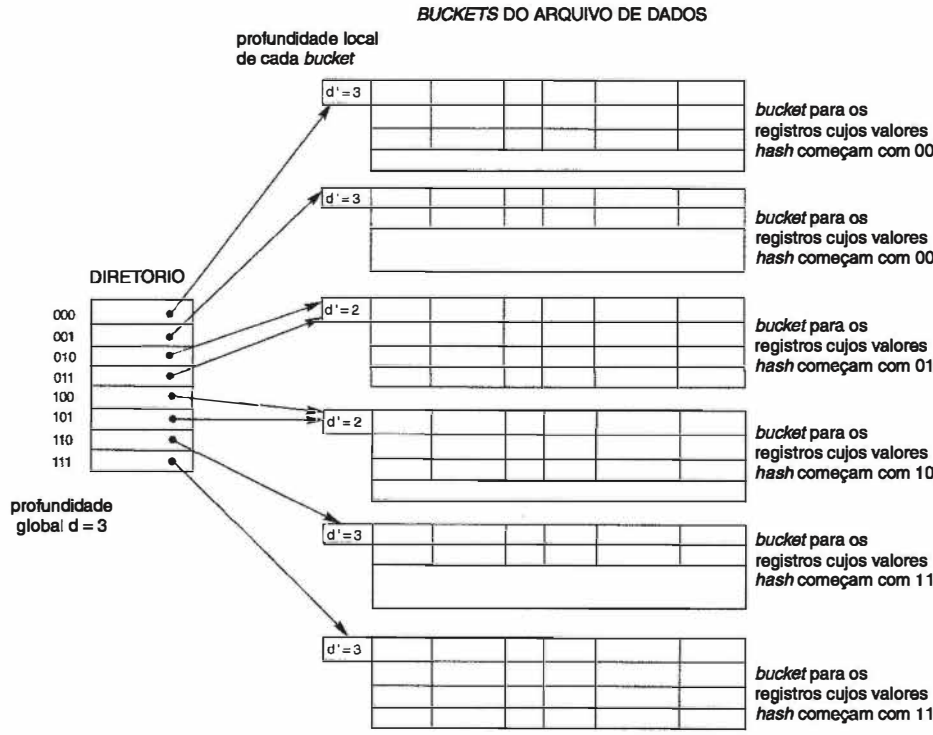


FIGURA 13.11 Estrutura do esquema *hashing* extensível.

Para ilustrar a divisão do *bucket*, suponha que um novo registro incluído cause *overflow* no *bucket* cujos valores *hash* começam com 01 — o terceiro *bucket* da Figura 13.11. Os registros serão distribuídos entre dois *buckets*: o primeiro contém todos os registros cujos valores *hash* comecem com 010, e o segundo, aqueles cujos valores *hash* comecem com 011. Agora as duas localizações do diretório para 010 e 011 apontam para dois novos e distintos *buckets*. Antes da divisão, elas apontavam para o mesmo *bucket*. A profundidade local *d'* dos dois novos *buckets* é 3, que é uma unidade a mais que a profundidade local do *bucket* antigo.

Se um *bucket*, no qual ocorreu um *overflow* e que sofreu divisão, possuir profundidade local *d'* igual à profundidade global *d* do diretório, então o tamanho do diretório deve agora ser duplicado de forma que possamos usar um bit a mais para distinguir os dois novos *buckets*. Por exemplo, se no *bucket* dos registros, cujos valores *hash* começarem com 111, da Figura 13.11, ocorrer um *overflow*, os dois novos *buckets* precisarão de um diretório com profundidade global $d = 4$, porque os dois *buckets* agora estão rotulados com 1110 e 1111 e, por isso, suas profundidades locais serão ambas iguais a 4. O tamanho do diretório é, por isso, duplicado, e cada uma das outras localizações originais no diretório também serão divididas em duas localizações, e ambas terão o mesmo valor de ponteiro que a localização original.

A principal vantagem do *hashing* extensível, e o que o torna atraente, é que o desempenho do arquivo não degrada conforme o arquivo cresce, em oposição ao *hashing* externo estático, no qual as colisões aumentam e o encadeamento correspondente causa acessos adicionais. Além disso, nenhum espaço será alocado no *hashing* extensível para crescimento futuro, mas *buckets* adicionais podem ser alocados dinamicamente se necessário. A sobrecarga de espaço para a tabela diretório é insignificante. O tamanho máximo do diretório será 2^k, onde k é o número de bits no valor *hash*. Uma outra vantagem, na maioria dos casos, é que a divisão do *bucket* causará menor número de reorganizações, uma vez que apenas os registros de um *bucket* serão redistribuídos para os dois novos *buckets*. A única reorganização mais dispendiosa será a que for feita quando o diretório tiver de ser duplicado (ou dividido ao meio). Uma desvantagem será que o diretório deverá ser pesquisado antes que os próprios *buckets* sejam acessados, resultando em dois acessos a blocos em vez de um único no caso de *hashing* estático. Essa perda de desempenho é considerada menor — por isso o esquema é preferido em arquivos dinâmicos.

Hashing Linear. A idéia do *hashing* linear é permitir que um arquivo *hash* expanda ou diminua seu número de *buckets* dinamicamente, *sem* necessitar de um diretório. Suponha que o arquivo comece com M *buckets* numerados de 0, 1, ..., M–1 e use a função *hash* $mod\ h(K) = K\ mod\ M$; esta função *hash* é chamada função *hash* inicial h_i. O *overflow* por causa de colisões ainda será necessário e poderá ser tratado por meio da manutenção de cadeias individuais de *overflow* para cada *bucket*. Entretanto, quando uma colisão levar a um registro de *overflow* em *qualquer bucket* do arquivo, o *primeiro bucket* do arquivo — *bucket* 0 — será dividido em dois *buckets*: o *bucket* 0 original e o novo *bucket* M no final do arquivo. Os registros, originalmente posicionados no *bucket* 0, serão distribuídos entre os dois *buckets* segundo uma função *hash* diferente: $h_{i+1}(K) = K\ mod\ 2M$. Uma propriedade fundamental das duas funções *hash* h_i e h_{i+1} é que quaisquer registros que forem levados pela função *hash* ao *bucket* 0 pela função h_i serão levados por h_{i+1} ao *bucket* 0 ou ao *bucket* M; isso será necessário para que o *hashing* linear funcione.

Mais adiante, conforme colisões levem registros ao *overflow*, *buckets* adicionais são criados a partir de divisão em ordem linear 1, 2, 3, ... À medida que ocorrem *overflows*, todos os *buckets* 0, 1, ... M–1 originais do arquivo terão sido divididos, assim, o arquivo passa a possuir 2M em vez de M *buckets*, e todos os *buckets* usam a função *hash* h_{i+1}. Por isso, os registros no *overflow* serão eventualmente redistribuídos para os *buckets* comuns, usando a função h_{i+1}, por meio de uma *divisão tardia* de seus *buckets*. Não há diretório; apenas um valor n — que inicialmente recebe o valor 0 e é incrementado, em uma unidade, quando uma divisão ocorre —, que é necessário para determinar quais *buckets* foram divididos. Para recuperar um registro com valor K na chave de *hash*, primeiro aplica-se a função h_i a K; se $h_i(K) < n$, então se aplica a função h_{i+1} em K, porque o *bucket* já estará dividido. Inicialmente, $n = 0$, indicando que a função h_i se aplica a todos os *buckets*; n cresce linearmente conforme os *buckets* são divididos.

Quando, após ser incrementado, $n = M$, isso significa que todos os *buckets* originais foram divididos e que a função h_{i+1} se aplica a todos os registros do arquivo. Neste ponto, n é reinicializado com 0 (zero), e quaisquer novas colisões que causem *overflow* levarão ao uso de uma nova função *hash* $h_{i+2}(K) = K\ mod\ 4M$. Em geral, a seqüência de funções *hash* $h_{i+j}(K) = K\ mod\ (2^jM)$ é utilizada, na qual $j = 0, 1, 2, \ldots$; uma nova função *hash* h_{i+j+1} será necessária quando todos os *buckets* $0, 1, \ldots, (2^jM) - 1$ tiverem sido divididos e n for reinicializado com 0. A pesquisa por um registro com valor de chave *hash* K é dada pelo Algoritmo 13.3.

Algoritmo 13.3: Procedimento de pesquisa para o *hashing* linear.

```
if n = 0
   then m ← hj(K) (* m é o valor hash de um registro com chave de hash K*)
   else begin
      m ← hj(K);
      if m < n then m ← hj+1(K)
      end;
buscar o bucket cujo valor hash é m (e seu overflow, se existir);
```

A divisão pode ser controlada pela monitoração do fator de carga do arquivo em vez de realizar a divisão sempre que um *overflow* ocorrer. Em geral, o **fator de carga do arquivo** l pode ser definido como $l = r/(bfr * N)$, onde r é o número corrente de registros do arquivo, *bfr* é o número máximo de registros que cabem em um *bucket* e N é o número corrente de *buckets* do arquivo. Os *buckets* que foram divididos poderão também ser recombinados se a carga do arquivo cair abaixo de um certo limiar. Os blocos são combinados linearmente e N decrementado apropriadamente. A carga do arquivo pode ser utilizada para disparar divisões e combinações de modo que a carga do arquivo poderá ser mantida dentro de uma faixa desejada. As divisões podem ser disparadas quando a carga exceder um certo limiar — digamos, 0,9 — e as combinações podem ser iniciadas quando a carga cair abaixo de um outro limiar — digamos, 0,7.

13.9 OUTRAS ORGANIZAÇÕES PRIMÁRIAS DE ARQUIVO

13.9.1 Arquivos de Registros Mistos

As organizações de arquivos que estudamos até agora supõem que todos os registros de um determinado arquivo sejam do mesmo tipo. Os registros podem ser de EMPREGADOS, PROJETOS, ALUNOS ou DEPARTAMENTOS, mas cada arquivo conterá registros de um único tipo. Na maioria das aplicações de bancos de dados, encontramos situações em que vários tipos de entidades estão inter-relacionadas de várias formas, conforme vimos no Capítulo 3. Os relacionamentos entre registros de vários arquivos po-

dem ser representados por **campos de conexão**.[11] Por exemplo, um registro de ALUNO pode ter um campo de conexão DEP_ESPECIALIZACAO cujo valor é o nome do DEPARTAMENTO onde o aluno está se especializando. Esse campo DEP_ESPECIALIZACAO se *refere* à entidade DEPARTAMENTO, que deve ser representada por um registro próprio no arquivo DEPARTAMENTO. Se desejarmos recuperar os valores de campo de dois registros relacionados, deveremos recuperar primeiramente um dos registros. Então poderemos usar o valor de seu campo de conexão para recuperar o registro relacionado no outro arquivo. Por isso, os relacionamentos são implementados por **referências lógicas de campos** entre registros de diferentes arquivos.

As organizações de arquivo em SGBDs orientados por objeto, bem como em sistemas legados, tais como SGDBs hierárquicos e SGDBs de rede, freqüentemente implementam relacionamentos entre registros por meio de **relacionamentos físicos** obtidos por meio da adjacência física (ou *clustering*) dos registros relacionados ou por ponteiros físicos. Essas organizações de arquivo normalmente atribuem uma **área** em disco para manter os registros de mais de um tipo, de modo que registros de tipos diferentes possam ficar **fisicamente agrupados (*clustered*)** no disco. Se for esperada a utilização freqüente de um determinado relacionamento, a implementação física do relacionamento poderá aumentar a eficiência do sistema na recuperação de registros relacionados. Por exemplo, se uma consulta para recuperar o registro de um DEPARTAMENTO, com todos os registros dos ALUNOS que nele se especializam, for muito freqüente, seria desejável posicionar cada registro de DEPARTAMENTO e seu grupo (*cluster*) de registros de ALUNO de maneira contígua, no disco, em um arquivo misto. O conceito de **agrupamento (*clustering*) físico** de tipos objeto é usado em SGBDs orientados a objeto para armazenar, juntos, objetos relacionados em um arquivo misto.

Para distinguir os registros em um arquivo misto, cada registro possui — além dos valores de seus campos — um campo de **tipo de registro**, que especifica o tipo do registro. Normalmente esse é o primeiro campo de cada registro e é utilizado pelo software do sistema para determinar o tipo de registro que ele está prestes a processar. Usando a informação do catálogo, o SGBD pode determinar os campos de cada tipo de registro e seus tamanhos, com o objetivo de interpretar os valores dos dados no registro.

13.9.2 Árvores-B (*B-Trees*) e Outras Estruturas de Dados como Organizações Primárias

Outras estruturas de dados podem ser usadas como organizações primárias de arquivo. Por exemplo, se tanto o tamanho do registro quanto o número de registros em um arquivo forem pequenos, alguns SGDBs oferecem uma opção de estrutura de dados de árvore-B como organização primária de arquivo. Descreveremos as árvores-B na Seção 14.3.1, quando discutiremos o uso da estrutura de dados de árvore-B para indexação. Em geral, qualquer estrutura de dados que possa ser adaptada às características dos dispositivos de disco poderá ser usada como uma organização de arquivo primária para a disposição de registros no disco.

13.10 Acesso Paralelo em Disco Usando a Tecnologia RAID

Com o crescimento exponencial da capacidade e do desempenho de dispositivos semicondutores e de memórias, microprocessadores mais rápidos, com memórias cada vez maiores, estão continuamente se tornando mais usuais. Para acompanhar esse crescimento, é natural esperar que a tecnologia de armazenamento secundário também deva caminhar para manter desempenho e confiabilidade compatíveis com a tecnologia de processadores.

Um grande avanço da tecnologia de armazenamento secundário é representado pelo desenvolvimento do RAID, que originalmente significava ***Redundant Arrays of Inexpensive Disks*** **(Vetores Redundantes de Discos Baratos)**. Ultimamente o 'I' de RAID é dito *Independent* (Independente). A idéia de RAID recebeu um endosso muito positivo da indústria, e até se desenvolveu um conjunto elaborado de arquiteturas RAID alternativas (de RAID nível 0 até 6). Abaixo, destacamos as principais características dessa tecnologia.

O principal objetivo de RAID é proporcionar melhoria de desempenho de modo a equiparar as taxas, muito diferentes, entre os discos e as memórias de microprocessadores.[12] Enquanto a capacidade das RAMs quadruplica a cada dois ou três anos, os *tempos de acesso* aos discos aumentam menos de 10% ao ano, e as *taxas de transferência* dos discos aumentam aproximadamente 20% ao ano. A *capacidade* dos discos está de fato melhorando em mais de 50%; entretanto, a melhoria da velocidade e do tempo de acesso são de magnitudes muito inferiores. A Tabela 13.3 mostra as tendências na tecnologia de discos, em termos dos valores dos parâmetros em 1993, bem como as taxas de melhoria, por meio dos valores desses parâmetros em 2003.

---

11 O conceito de chaves estrangeiras do modelo relacional (Capítulo 5) e as referências entre objetos dos modelos orientados por objeto (Capítulo 20) são exemplos de campos de conexão.

12 Essa taxa foi prevista por Gordon Bell em 40% a cada ano entre 1974 e 1984; agora se supõe que exceda 50% ao ano.

TABELA 13.3 Tendências em tecnologia de discos

	Valores dos Parâmetros em 1993*	Taxa Histórica de Melhoria Por Ano (%)*	Valores Atuais (2003)**
Densidade de área	50-150 Mbits/polegada	27	36 Gbits/polegada
Densidade linear	40.000-60.000 bits/polegada	13	570 Kbits/polegada
Densidade entre trilhas	1.500-3.000 trilhas/polegada	10	64.000 trilhas/polegada
Capacidade (formato 3,5")	100-2.000 MB	27	146 GB
Taxa de transferência	3-4 MB/s	22	43-78 MB/s
Tempo de pesquisa	7-20 ms	8	3,5-6 ms

*Fonte: Chen, Lee; Gibson, Katz e Patterson (1994), ACM *Computing Surveys*, Vol. 26, nº 2 (junho, 1994) — Reprodução autorizada.
**Fonte: Unidades de disco rígido modelos Ultrastar 36XP e 18ZX da IBM.

Há uma segunda disparidade qualitativa originada pelos microprocessadores especiais que servem a novas aplicações para processamento de vídeo, áudio, imagens e dados espaciais (capítulos 24 e 29: detalhes dessas aplicações), com a correspondente falta de acesso rápido a grandes conjuntos de dados compartilhados.

A solução natural é usar um grande vetor de pequenos discos independentes, atuando como um único disco lógico de mais alto desempenho. Um conceito, que usa o *paralelismo* para melhorar o desempenho do disco, chamado ***striping*** (separação em tiras) **de dados**, é utilizado. O *striping* de dados distribui os dados de maneira transparente por múltiplos discos para fazê-los parecer como se fossem um único disco grande e rápido. A Figura 13.12 mostra um arquivo distribuído ou separado (*striped*) em quatro discos. O *striping* de dados melhora o desempenho total de entrada e saída, permitindo que diversas entradas e saídas sejam realizadas em paralelo, fornecendo, assim, altas taxas de transferência globais. O *striping* de dados também auxilia o balanceamento de carga entre discos. Além disso, por meio do armazenamento de informações redundantes em discos, usando paridade ou outro código para correção de erros, a confiabilidade pode ser melhorada. Nas seções 13.10.1 e 13.10.2 veremos como o RAID consegue atingir dois importantes objetivos para melhoria de confiabilidade e desempenho. A Seção 13.10.3 analisará as organizações de RAID.

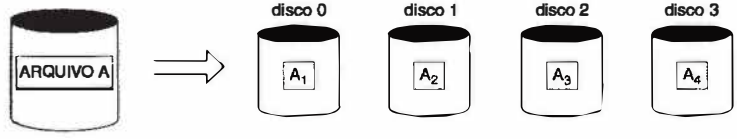


FIGURA 13.12 *Striping* de dados. O arquivo A é separado (*striped*) em quatro discos.

13.10.1 Melhoria de Confiabilidade com RAID

Para um vetor de *n* discos, a probabilidade de falha é *n* vezes a de um disco. Por isso, caso seja suposto que o MTTF (*Mean Time To Failure* — Tempo Médio entre Falhas) de uma unidade de disco seja de 200.000 horas, ou cerca de 22,8 anos (valores normais variam até 1 milhão de horas), o MTTF de 100 unidades de disco cai para apenas 2.000 horas, ou 83,3 dias. Manter uma única cópia dos dados em tal vetor de discos causará uma significativa perda de confiabilidade. Uma solução óbvia é empregar a redundância de dados de modo que as falhas de discos sejam toleráveis. As desvantagens são muitas: operações de entrada e saída adicionais para a gravação, processamento adicional para a manutenção da redundância e para a execução da recuperação de erros, além da capacidade de disco adicional para armazenar informações redundantes.

Uma técnica para a introdução da redundância é chamada **espelhamento (*mirroring* ou *shadowing*)**. Os dados são escritos de maneira redundante em dois discos físicos idênticos, tratados como um único disco lógico. Quando os dados forem lidos, eles serão recuperados do disco com menores atrasos por fila, tempo de busca e rotacional. Se um disco falhar, o outro será usado até que o primeiro seja reparado. Suponha que o tempo médio para a reparação seja de 24 horas, então o tempo médio para a perda de dados de um sistema de disco espelhado usando 100 discos, com MTTF de 200.000 horas cada, é de

$(200.000)^2/(2*24) = 8{,}33*10^8$ horas, que são 95.028 anos.[13] O espelhamento de disco também dobra a taxa de tratamento das solicitações de leitura, uma vez que a leitura poderá ocorrer em ambos os discos. A taxa de transferência de cada leitura, entretanto, continua igual à de um único disco.

Uma outra solução para o problema da confiabilidade é armazenar informações adicionais, que não são normalmente necessárias, mas que podem ser utilizadas para reconstruir informações perdidas em caso de falha de disco. A incorporação da redundância deverá levar em consideração dois problemas: (1) a seleção de uma técnica para a obtenção das informações redundantes e (2) a seleção de um método para a distribuição das informações redundantes pelo vetor de discos. O primeiro problema é tratado utilizando-se códigos de correção de erros envolvendo bits de paridade, ou códigos especializados, como os códigos Hamming. Sob o esquema da paridade, considera-se que um disco redundante possua a soma de todos os dados dos outros discos. Quando um disco falhar, a informação perdida pode ser construída por um processo similar ao da subtração.

Para o segundo problema, as duas principais abordagens são armazenar a informação redundante em um pequeno número de discos ou distribuí-la uniformemente por todos os discos. A última opção resulta em melhor balanceamento de carga. Os diferentes níveis de RAID optam por uma combinação dessas opções para implementar a redundância e, assim, melhorar a confiabilidade.

13.10.2 Melhoria de Desempenho com RAID

O vetor de discos emprega a técnica de *striping* de dados para obter taxas de transferência mais altas. Observe que os dados podem ser lidos ou escritos em apenas um bloco por vez, assim uma transferência típica contém 512 bytes. O *striping* de discos pode ser aplicado a uma granularidade mais fina, por meio da quebra de um byte de dados em bits e espalhando os bits em diferentes discos. Assim, o ***striping* de dados no nível de bits** consiste na divisão de um byte de dados e da gravação do bit j no j-ésimo disco. Com bytes de 8 bits, oito discos físicos podem ser considerados como um único disco lógico com um aumento de oito vezes na taxa de transferência de dados. Cada disco participa de cada pedido de entrada e saída, e a quantidade total de dados lidos por pedido é oito vezes maior. O *striping* de dados no nível de bits pode ser generalizado para um número de discos que seja um múltiplo ou um divisor de oito. Assim, em um vetor de quatro discos, o bit n vai para o disco (n *mod* 4).

A granularidade dos dados intercalados pode ser maior que um bit; por exemplo, blocos de um arquivo podem ser separados (*stripped*) pelos discos, surgindo o ***striping* no nível de blocos**. A Figura 13.12 mostra o *striping* de dados no nível de blocos, supondo-se que o arquivo de dados contivesse quatro blocos. Com o *striping* no nível de blocos, diversos pedidos independentes que acessem blocos únicos (pequenos pedidos) poderão ser atendidos em paralelo por discos separados, diminuindo, assim, o tempo de fila de pedidos de entrada e saída. Os pedidos que acessem diversos blocos (grandes pedidos) podem ser realizados em paralelo, reduzindo assim seus tempos de resposta. Geralmente, quanto maior o número de discos em um vetor, maior o potencial de benefício no desempenho. Entretanto, supondo falhas independentes, o vetor de discos de 100 discos coletivamente tem 1/100 da confiabilidade de um único disco. Assim, a redundância por meio de códigos de correção de erros e espelhamento de discos é necessária para prover confiabilidade e alto desempenho.

13.10.3 Organizações e Níveis de RAID

Foram definidas diferentes organizações de RAID com base em diferentes combinações dos dois fatores de granularidade de dados intercalados (*striping*) e padrão utilizados para calcular a informação redundante. Na proposta inicial, foram propostos níveis de 1 a 5 de RAID, e dois outros níveis — 0 e 6 — foram adicionados posteriormente.

O RAID nível 0 usa *striping* de dados, não possui redundância e, assim, apresenta o melhor desempenho de gravação, uma vez que as atualizações não precisam ser duplicadas. Entretanto, seu desempenho de leitura não é tão bom quanto no RAID nível 1, que usa espelhamento de discos. Neste, a melhoria de desempenho é possível por meio do agendamento de um pedido de leitura no disco com menor expectativa de atrasos de busca e rotacional. O RAID nível 2 usa a redundância *memory-style* (estilo memória) por meio do uso de códigos Hamming, os quais contêm bits de paridade para distintos subconjuntos de componentes sobrepostos. Assim, em uma dada versão desse nível, três discos redundantes bastam para aplicar a redundância aos quatro discos originais, enquanto com espelhamento — como no nível 1 — seriam necessários quatro discos. O nível 2 inclui tanto a detecção quanto a correção de erros, embora a detecção geralmente não seja necessária porque discos quebrados são detectados por si próprios.

O RAID nível 3 usa um único disco de paridade, contando com a controladora de discos para identificar qual deles falhou. Os níveis 4 e 5 usam *striping* de dados no nível de blocos, com o nível 5 distribuindo dados e informação de paridade por todos os discos. Finalmente, o RAID nível 6 aplica o assim chamado esquema de redundância $P + Q$ usando os códigos

13 As fórmulas para o cálculo de MTTF aparecem em Chen *et al.* (1994).

Reed-Solomon para proteção contra até duas falhas de discos por meio do uso de apenas dois discos redundantes. Os sete níveis de RAID (0 até 6) são ilustrados esquematicamente na Figura 13.13.

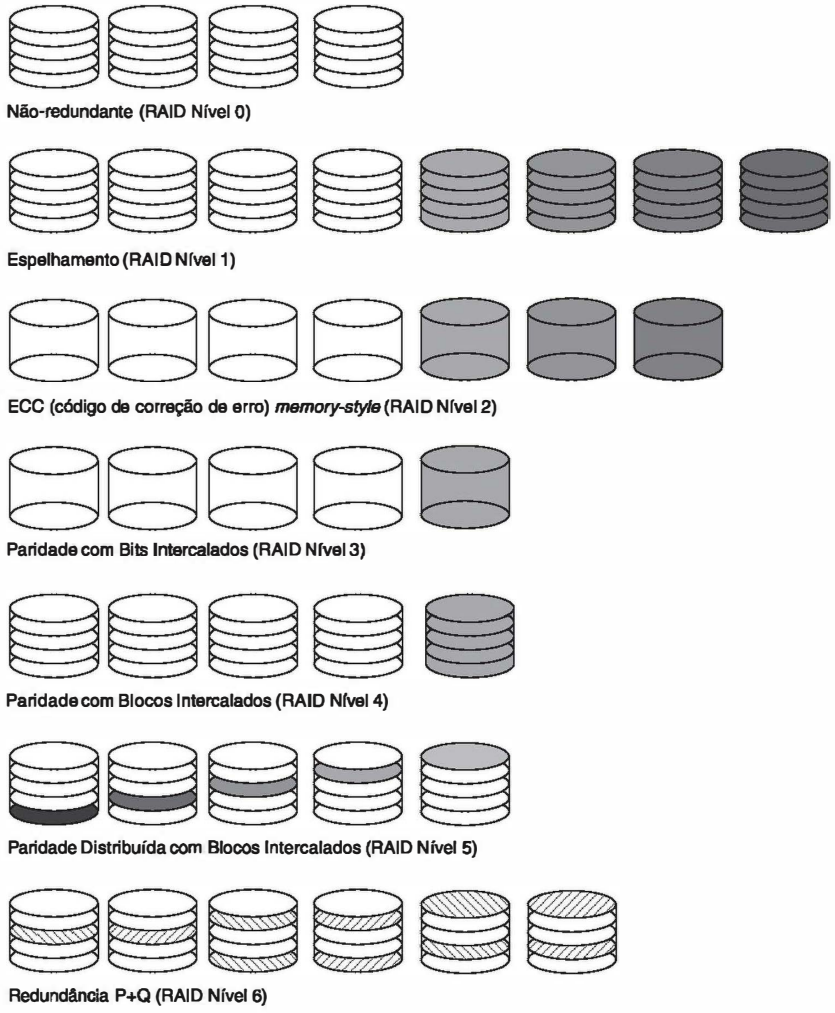


FIGURA 13.13 Diversos níveis de RAID. Fonte: Chen, Lee; Gibson, Katz e Patterson (1994), *ACM Computing Surveys*, Vol. 26, nº 2 (junho, 1994). Reprodução autorizada.

A reconstrução, em caso de falha de disco, é mais fácil no RAID nível 0. Outros níveis exigem a reconstrução de um disco que falhou por meio da leitura de diversos discos. O nível 1 é usado em aplicações críticas, como o armazenamento de *logs* de transações. Os níveis 3 e 5 são os preferidos para o armazenamento de grandes volumes, com o nível 3 fornecendo taxas de transferência mais altas. Atualmente, a utilização mais comum da tecnologia RAID usa o nível 0 (com *striping*), o nível 1 (espelhamento) e o nível 5 com uma unidade de disco adicional para paridade. Projetistas de configuração de um RAID para um determinado conjunto de aplicações precisam enfrentar muitas decisões de projeto, tais como o nível de RAID, o número de discos, a escolha entre os esquemas de paridade e o agrupamento para o *striping* no nível de blocos. Foram realizados estudos detalhados sobre o desempenho em pequenas leituras e escritas (referentes aos pedidos de entrada e saída para uma única unidade *striping*) e em grandes leituras e escritas (referentes aos pedidos de entrada e saída para uma única unidade *striping* em cada disco, em um grupo de correção de erros).

13.11 Área de Armazenamento em Rede

Com o rápido crescimento do comércio eletrônico, dos sistemas *Enterprise Resource Planning* (ERP — Sistemas de Planejamento de Recursos Empresariais), que integram as aplicações por todas as áreas das organizações, e dos *data warehouses*, que mantêm informações históricas agregadas (Capítulo 27), a demanda por armazenamento cresceu consideravelmente. Para as atuais organizações direcionadas para a Internet, tornou-se necessário mudar de uma operação com centro de dados (*data center*) fixo e estático para uma infra-estrutura mais flexível e dinâmica, dado seus requisitos de processamento de informação. O custo total para manutenção de todos os dados está crescendo tão rapidamente que, em algumas situações, o custo de gerenciamento do servidor conectado (*attached*) ao armazenamento é mais caro que o custo do próprio servidor. Além disso, o custo da compra do armazenamento é apenas uma pequena fração — apenas 10% a 15% do custo total do gerenciamento do armazenamento. Muitos usuários de sistemas RAID não podem usar efetivamente sua capacidade porque precisam estar conectados (*attached*) de uma maneira fixa a um ou mais servidores. Por essa razão, grandes organizações estão adotando um conceito chamado **Área de Armazenamento em Redes** (SAN — ***Storage Area Networks***). Em uma SAN, periféricos de armazenamento *on-line* são configurados como nós em uma rede de alta velocidade e podem ser conectados (*attached*) e desconectados (*detached*) dos servidores de maneira bastante flexível. Diversas empresas têm surgido como provedoras de SAN e fornecem suas próprias topologias. Elas permitem que os sistemas de armazenamento sejam posicionados a grandes distâncias dos servidores e proporcionam diferentes opções de desempenho e conectividade. As aplicações de gerenciamento de armazenamento existentes atualmente podem ser portadas para a configuração SAN utilizando redes de Canais de Fibras Ópticas, que encapsulam o protocolo SCSI legado. Como resultado, dispositivos conectados à SAN aparecem como se fossem dispositivos SCSI.

Algumas das alternativas de arquitetura atuais para a SAN incluem as seguintes: conexões 'ponto-a-ponto' entre servidores e sistemas de armazenamento por meio de canal de fibra óptica; uso de um *switch* com canal de fibra óptica para conectar múltiplos sistemas RAID, bibliotecas de fitas etc. a servidores; uso de *hubs* e *switches* com canal de fibra óptica para conectar servidores e sistemas de armazenamento em diferentes configurações.

As organizações podem mudar lentamente, das tecnologias mais simples para as mais complexas, por meio do acréscimo de servidores e dispositivos de armazenamento conforme necessário. Não forneceremos mais detalhes aqui porque eles diferem entre os fornecedores de SANs. As principais vantagens alegadas são as seguintes:

- Conectividade 'muitos-para-muitos' flexível entre servidores e dispositivos de armazenamento usando *hubs* e *switches* com canal de fibra óptica.
- Separação de até dez quilômetros entre um servidor e um sistema de armazenamento usando cabos adequados de fibras ópticas.
- Melhor capacidade de isolamento permitindo a adição, sem interrupção, de novos periféricos e servidores.

As SANs têm crescido muito rapidamente, mas ainda enfrentam muitos problemas, tais como a combinação de opções de armazenamento de diferentes fornecedores e negociações envolvendo os padrões de software e hardware de gerenciamento de armazenamento. A maior parte das grandes empresas está avaliando a SAN como uma opção viável para o armazenamento de bancos de dados.

13.12 Resumo

Começamos este capítulo analisando as características das hierarquias de memórias e depois nos concentramos nos dispositivos de armazenamento secundário. Em particular, enfocamos os discos magnéticos porque eles são mais freqüentemente usados para o armazenamento *on-line* de arquivos de bancos de dados.

Os dados em discos são armazenados em blocos; o acesso a um bloco de disco é dispendioso por causa do tempo de busca (pesquisa), do atraso rotacional e do tempo de transferência do bloco. O *buffering* duplo pode ser usado quando blocos de disco consecutivos forem acessados, a fim de reduzir a média do tempo de acesso ao bloco. Outros parâmetros de disco são discutidos no Apêndice B. Apresentamos diversas maneiras de armazenar os registros de um arquivo em disco. Os registros de um arquivo são agrupados em blocos de disco e podem ser de tamanho fixo ou variável, *spanned* e não-*spanned*, e do mesmo tipo de registro ou de tipos mistos. Vimos o cabeçalho do arquivo, o qual descreve os formatos do registro e mantém a informação dos endereços no disco dos blocos do arquivo. A informação no cabeçalho do arquivo é utilizada pelo software do sistema que acessa os registros do arquivo.

Apresentamos um conjunto de comandos típicos para o acesso individual dos registros de arquivos e discutimos o conceito de registro corrente de um arquivo. Analisamos como complexas condições de busca de registro são transformadas em condições de pesquisa mais simples, usadas para localizar os registros no arquivo.

Três organizações primárias de arquivo foram, então, vistas: desordenado, ordenado e *hashed*. Arquivos desordenados exigem uma pesquisa linear para localizar registros, mas a inclusão de registros é muito simples. Discutimos o problema da exclusão e o uso de marcadores de exclusão.

Os arquivos ordenados diminuem o tempo necessário para a leitura dos registros na ordem do campo de classificação. O tempo necessário para pesquisar um registro arbitrário, dado o valor de seu campo-chave de classificação, também é reduzido se a pesquisa binária for utilizada. Entretanto, a manutenção dos registros na ordem torna a inclusão muito dispendiosa; por isso, foi discutida a técnica do uso de um arquivo de *overflow* para reduzir o custo da inclusão de registros. Os registros de *overflow* são periodicamente incorporados ao arquivo mestre durante a reorganização do arquivo.

O *hashing* proporciona acesso muito rápido a um registro arbitrário de um arquivo, conhecido o valor de sua chave de *hash*. O método mais conveniente para o *hashing* externo é a técnica de *bucket*, na qual cada *bucket* corresponde a um ou mais blocos adjacentes . As colisões que causam *overflow* no *bucket* são tratadas por encadeamento. O acesso a qualquer campo que não seja o campo de *hash* é tão lento quanto o acesso ordenado. Depois vimos duas técnicas de *hash* para arquivos que expandem e reduzem o número de registros dinamicamente — nominalmente, *hashing* extensível e *hashing* linear.

Discutimos brevemente outras possibilidades para organizações primárias de arquivos, tais como árvores-B (*B-trees*) e arquivos de registros mistos, que implementam fisicamente relacionamentos entre registros de diferentes tipos como parte da estrutura de armazenamento. Finalmente, revimos os avanços recentes na tecnologia de discos representada pelo RAID (*Redundant Arrays of Inexpensive [or Independent] Disks* — Vetores Redundantes de Discos Baratos [ou Independentes]).

Questões para Revisão

13.1 Qual a diferença entre armazenamento primário e armazenamento secundário?
13.2 Por que são usados discos e não fitas para armazenar arquivos de bancos de dados *on-line*?
13.3 Defina os seguintes termos: *disco*, *conjunto de discos*, *trilha*, *bloco*, *cilindro*, *setor*, intervalo entre blocos (*interblock gap*), *cabeçote de leitura/escrita*.
13.4 Discuta o processo de inicialização de um disco.
13.5 Discuta o mecanismo usado para ler e para escrever os dados no disco.
13.6 Quais os componentes de um endereço de bloco de disco?
13.7 Por que o acesso a um bloco de disco é dispendioso? Discuta os componentes de tempo envolvidos no acesso a um bloco de disco.
13.8 Descreva o descompasso entre a tecnologia dos processadores e dos discos.
13.9 Quais são os principais objetivos da tecnologia RAID? Como ela os alcança?
13.10 Como o espelhamento de disco ajuda a melhorar o desempenho? Dê um exemplo quantitativo.
13.11 Quais são as técnicas utilizadas para melhorar o desempenho dos discos pelo RAID?
13.12 O que caracteriza os níveis da organização RAID?
13.13 Como o *buffering* duplo melhora o tempo de acesso ao bloco?
13.14 Quais são as razões para ter registros de tamanho variável? Que tipos de caracteres separadores são necessários para cada uma delas?
13.15 Discuta as técnicas para a alocação de blocos de arquivo no disco.
13.16 Qual a diferença entre uma organização de arquivo e um método de acesso?
13.17 Qual a diferença entre arquivos estáticos e dinâmicos?
13.18 Quais são as operações típicas *record-at-a-time* (um registro por vez) de acesso a um arquivo? Quais dependem do registro corrente do arquivo?
13.19 Discuta as técnicas para exclusão de registros.
13.20 Discuta as vantagens e as desvantagens do uso de (a) um arquivo desordenado, (b) um arquivo ordenado e (c) um arquivo *hash* estático com *buckets* e encadeamento. Quais operações podem ser realizadas eficientemente em cada uma dessas organizações e quais operações são dispendiosas?
13.21 Discuta as técnicas para possibilitar a expansão ou retração dinâmica de um arquivo *hash*. Quais as vantagens e as desvantagens de cada uma delas?
13.22 Para que são usados os arquivos mistos? Quais são os outros tipos de organizações primárias de arquivos?

Exercícios

13.23 Considere um disco com as seguintes características (estes não são parâmetros de nenhuma unidade de disco em particular): tamanho de bloco B = 512 bytes; tamanho de intervalo entre blocos G = 128 bytes; número de blocos por trilha = 20; número de trilhas por superfície = 400. Um conjunto de discos (*disk pack*) consiste de 15 discos dupla face.

a. Qual é a capacidade total de uma trilha, e qual é sua capacidade útil (excluindo os intervalos entre blocos)?
b. Qual a quantidade de cilindros?
c. Qual é a capacidade total e a capacidade útil de um cilindro?
d. Qual é a capacidade total e a capacidade útil de um conjunto de discos?
e. Suponha que a unidade de disco rotaciona o conjunto de discos a uma velocidade de 2.400 rpm (revoluções por minuto). Quais são a taxa de transferência (*tr*) em bytes/ms e o tempo de transferência de bloco (*btt*) em ms? Qual o atraso rotacional (*rd*) em ms? Qual a taxa de transferência de volume? (Apêndice B, no site deste livro).
f. Suponha que o tempo médio de pesquisa é de 30 ms. Quanto tempo leva (em média) em ms para localizar e transferir um único bloco, dado o endereço do bloco?
g. Calcule o tempo médio que levaria para transferir 20 blocos aleatórios, e compare com o tempo que levaria para transferir 20 blocos consecutivos, utilizando-se o *buffering* duplo para economizar tempo de pesquisa e reduzir atraso rotacional.

13.24 Um arquivo possui *r* = 20.000 registros de ALUNO com *tamanho fixo*. Cada registro possui os seguintes campos: NOME (30 bytes), SSN (9 bytes), ENDERECO (40 bytes), TELEFONE (9 bytes), DATANASC (8 bytes), SEXO (1 byte), DEP_REFERENCIA (4 bytes), DEP_ESPECIALIZACAO (4 bytes), COD_SALA (4 bytes, número inteiro) e PROGRAMA_DE_GRADUACAO (3 bytes). Um byte adicional é utilizado como marcador de exclusão. O arquivo está armazenado em um disco cujos parâmetros são aqueles dados no Exercício 13.23.

a. Calcule o tamanho *R* do registro em bytes.
b. Calcule o fator de divisão de bloco *bfr* e o número *b* de blocos do arquivo, supondo uma organização não-*spanned*.
c. Calcule o tempo médio para localizar um registro por meio de uma pesquisa linear no arquivo se (i) os blocos do arquivo estiverem armazenados de maneira adjacente e for utilizado *buffering* duplo; (ii) os blocos do arquivo não estiverem armazenados de maneira adjacente.
d. Suponha que o arquivo esteja ordenado por SSN; calcule o tempo para buscar um registro, dado seu valor de SSN por meio da execução de uma pesquisa binária.

13.25 Suponha que apenas 80% dos registros de ALUNO do Exercício 13.24 possuam um valor para TELEFONE, 85% para DEP_REFERENCIA, 15 % para DEP_ESPECIALIZACAO e 90 % para PROGRAMA_DE_GRADUACAO; e suponha que usemos um arquivo com registros de tamanho variável. Cada registro possui um código de *tipo de campo* de 1 byte para cada campo do registro, mais um marcador de exclusão de 1 byte e um marcador de fim de registro de 1 byte. Suponha que usemos a organização de registros *spanned*, na qual cada bloco possui um ponteiro de 5 bytes para o próximo bloco (esse espaço não é utilizado para armazenamento do registro).

a. Calcule o tamanho médio *R* dos registros em bytes.
b. Calcule o número de blocos necessários para o arquivo.

13.26 Suponha que uma unidade de disco possua os seguintes parâmetros: tempo de pesquisa *s* = 20 ms; atraso rotacional *rd*= 10ms; tempo de transferência de bloco *btt* = 1 mseg; tamanho de bloco *B* = 2.400 bytes; tamanho do intervalo entre blocos G = 600 bytes. Um arquivo EMPREGADO possui os seguintes campos: SSN, 9 bytes; ULTIMO_NOME, 20 bytes; PRIMEIRO_NOME, 20 bytes; INICIAL_DO_MEIO, 1 byte; DATANASC, 10 bytes; ENDERECO, 35 bytes; TELEFONE, 12 bytes; SSN_SUPERVISOR, 9 bytes; DEPARTAMENTO, 4 bytes; CODIGOCARGO, 4 bytes; *marcador de exclusão*, 1 byte. O arquivo EMPREGADO possui *r* = 30.000 registros de formato de tamanho fixo e blocos não-*spanned*. Escreva fórmulas apropriadas e calcule os seguintes valores para o arquivo EMPREGADO acima:

a. O tamanho de registro *R* (incluindo o marcador de exclusão). O fator de divisão de blocos *bfr* e o número de blocos de disco *b*.
b. Calcule o espaço desperdiçado em cada bloco por conta da organização não-*spanned*.
c. Calcule a taxa de transferência *tr* e a taxa de transferência de volume *btr* para essa unidade de disco (Anexo B: definições de *tr* e *btr*).
d. Calcule o *número* médio *de acessos a blocos* necessários para pesquisar um registro arbitrário no arquivo usando a pesquisa linear.
e. Calcule, em ms, o *tempo* médio necessário para pesquisar um registro arbitrário no arquivo, usando pesquisa linear, se os blocos do arquivo forem armazenados em blocos consecutivos de disco e o *buffering* duplo for utilizado.

f. Calcule, em ms, o *tempo* médio necessário para pesquisar um registro arbitrário no arquivo, usando pesquisa linear, se os blocos do arquivo *não* estiverem armazenados em blocos consecutivos de disco.
g. Suponha que os registros estejam classificados segundo algum campo-chave. Calcule o *número* médio *de acessos a blocos* e o *tempo médio* necessários para pesquisar um registro arbitrário no arquivo, usando a pesquisa binária.

13.27 O arquivo PECAS com NUMERO_PECA como chave de *hash* possui registros com os seguintes valores de NUMERO_PECA: 2369, 3760, 4692, 4871, 5659, 1821, 1074, 7115, 1620, 2428, 3943, 4750, 6975, 4981, 9208. O arquivo usa oito *buckets*, números de 0 a 7. Cada *bucket* é um bloco de disco e mantém dois registros. Carregue os registros no arquivo na ordem dada, utilizando a função *hash* $h(K) = K \bmod 8$. Calcule o número médio de acessos a bloco para uma recuperação aleatória baseada em um NUMERO_PECA.

13.28 Carregue os registros do Exercício 13.27 em arquivos *hash* extensíveis baseados em *hashing* extensível. Mostre a estrutura de diretório em cada passo e as profundidades local e global. Use a função *hash* $h(K) = K \bmod 128$.

13.29 Carregue os registros do Exercício 13.27 em um arquivo *hash* extensível usando *hashing* linear. Comece com um único bloco de disco usando a função *hash* $h_0 = K \bmod 2^0$, e mostre como o arquivo cresce e como as funções *hash* mudam conforme os registros são incluídos. Suponha que os blocos sejam sempre divididos quando ocorrer um *overflow* e mostre o valor de n em cada passo.

13.30 Compare os comandos de arquivo listados na Seção 13.6 com aqueles do método de acesso de arquivo que você está familiarizado.

13.31 Suponha que tenhamos um arquivo desordenado de registros de tamanho fixo que use uma organização de arquivo não-*spanned*. Esboce algoritmos para a inclusão, a exclusão e a modificação de um registro do arquivo. Declare quaisquer suposições que você fizer.

13.32 Suponha que tenhamos um arquivo ordenado de registros de tamanho fixo e um arquivo de *overflow* para o tratamento de inclusões. Ambos os arquivos usam registros não-*spanned*. Esboce algoritmos para a inclusão, a exclusão e a modificação de um registro do arquivo e para a reorganização do arquivo. Declare quaisquer suposições que você faça.

13.33 Você consegue imaginar outras técnicas mais eficientes diferentes do arquivo desordenado de *overflow* que possam ser usadas para realizar inclusões em um arquivo ordenado?

13.34 Suponha que tenhamos um arquivo *hash* de registros de tamanho fixo e suponha que o *overflow* é tratado por encadeamento. Esboce algoritmos para a inclusão, a exclusão e a modificação de um registro do arquivo. Declare quaisquer suposições que você fizer.

13.35 Você consegue imaginar outras técnicas diferentes de encadeamento para tratar o *overflow* em *buckets* no *hashing* externo?

13.36 Escreva um pseudocódigo para os algoritmos de inclusão em *hashing* linear e em *hashing* extensível.

13.37 Escreva códigos de programa para acesso a campos individuais dos registros sob cada uma das seguintes circunstâncias. Para cada caso, declare as suposições que você fizer relacionadas a ponteiros, caracteres separadores, e assim por diante. Determine o tipo de informação necessária no cabeçalho do arquivo para que seu código possa ser usado de maneira generalizada em cada caso.
a. Registros de tamanho fixo com blocos não-*spanned*.
b. Registros de tamanho fixo com blocos *spanned*.
c. Registros de tamanho variável com campos de tamanho variável e blocos *spanned*.
d. Registros de tamanho variável com grupos de repetição e blocos *spanned*.
e. Registros de tamanho variável com campos opcionais e blocos *spanned*.
f. Registros de tamanho variável que permitam todos os casos dos itens c, d e e.

13.38 Suponha que um arquivo inicialmente contenha $r = 120.000$ registros de $R = 200$ bytes cada em arquivo desordenado (*heap*). O tamanho do bloco $B = 2.400$ bytes, o tempo médio de pesquisa $s = 16$ ms, a latência rotacional média $rd = 8,3$ ms e o tempo de transferência de bloco $btt = 0,8$ ms. Suponha que um registro seja excluído para cada dois registros incluídos até que o total de registros ativos seja de 240.000.
a. Quantas transferências de bloco são necessárias para reorganizar o arquivo?
b. Quanto tempo leva para encontrar um registro imediatamente antes da reorganização?
c. Quanto tempo leva para encontrar um registro imediatamente após a reorganização?

13.39 Suponha que tenhamos um arquivo seqüencial (ordenado) de cem mil registros, no qual cada registro é de 240 bytes. Suponha que $B = 2.400$ bytes, $s = 16$ ms, $rd = 8,3$ ms e $btt = 0,8$ ms. Suponha que queiramos realizar X leituras independentes e aleatórias de registros do arquivo. Poderíamos realizar X leituras aleatórias de blocos ou poderíamos executar uma leitura exaustiva do arquivo inteiro procurando por aqueles X registros. A questão é decidir quando seria mais eficiente realizar uma leitura exaustiva do arquivo inteiro em vez de realizar X leituras individuais aleatórias. Ou

seja, qual o valor de X para que a leitura exaustiva do arquivo seja mais eficiente que as X leituras aleatórias? Desenvolva sua solução como uma função de X.

13.40 Suponha que um arquivo *hash* estático possua inicialmente 600 *buckets* na área primária e que os registros que serão incluídos criem uma área de *overflow* de 600 *buckets*. Se reorganizarmos o arquivo *hash*, poderemos supor que o *overflow* seja eliminado. Se o custo da reorganização do arquivo é o custo das transferências de *bucket* (leitura e escrita de todos os *buckets*), e a única operação de arquivo periódica é a operação de pesquisa, então quantas vezes deveríamos realizar uma pesquisa (com sucesso) para realizar a reorganização de forma eficiente no custo? Ou seja, para que o custo da reorganização e o custo da pesquisa subseqüente sejam menores que o custo de pesquisa antes da reorganização. Argumente sua resposta. Suponha s = 16 ms, rd = 8,3 ms, btt = 1 ms.

13.41 Suponha que queiramos criar um arquivo *hash* linear com um fator de carga de arquivo de 0,7 e fator de divisão de bloco de 20 registros por *bucket*, o qual deve conter inicialmente 112.000 registros.

a. Quantos *buckets* deveríamos alocar na área primária?

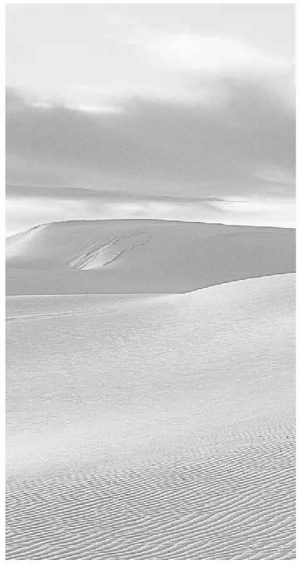
b. Qual deve ser o número de bits usados para os endereços de *bucket*?

Bibliografia Selecionada

Em Wiederhold (1983) há uma discussão e uma análise detalhadas dos dispositivos de armazenamento secundário e das organizações de arquivo. Discos ópticos são descritos em Berg e Roth (1989) e analisados em Ford e Christodoulakis (1991). Memória *flash* é discutida por Dippert e Levy (1993). Ruemmler e Wilkes (1994) apresentam um levantamento sobre a tecnologia de disco magnético. A maioria dos livros-texto sobre bancos de dados inclui discussões sobre os materiais apresentados aqui. A maioria dos livros de referência sobre estruturas de dados, inclusive Knuth (1973), discute o *hashing* estático com mais detalhes; Knuth tem uma discussão completa sobre funções *hash* e técnicas de resolução de colisão, bem como da comparação de seus desempenhos. Knuth também traz uma discussão detalhada das técnicas para a classificação de arquivos externos. Livros de referência sobre estruturas de arquivo compreendem Claybrook (1983), Smith e Barnes (1987) e Salzberg (1988); eles discutem outras organizações de arquivos, incluindo arquivos estruturados em árvores (*trees*), e trazem algoritmos detalhados para as operações em arquivos. Outros livros sobre organizações de arquivo incluem Miller (1987) e Livadas (1989). Salzberg *et al.* (1990) descrevem um algoritmo distribuído de classificação externa. Organizações de arquivo com alto grau de tolerância a falhas são descritas por Bitton e Gray (1988) e por Gray *et al.* (1990). O *striping* de disco é proposto por Salem e Garcia Molina (1986). O primeiro artigo sobre *Redundant Arrays of Inexpensive Disks* (RAID — Vetores Redundantes de Discos Baratos) é de Patterson *et al.* (1988). Chen e Patterson (1990) e o excelente levantamento sobre RAID de Chen *et al.* (1994) são referências adicionais. Grochowski e Hoyt (1996) discutem tendências futuras em unidades de disco. Várias fórmulas para a arquitetura de RAID aparecem em Chen *et al.* (1994).

Morris (1968) é um artigo antigo sobre *hashing*. *Hashing* extensível é descrito em Fagin *et al.* (1979). *Hashing* linear é descrito por Litwin (1980). *Hashing* dinâmico, que nós não discutimos em detalhes, foi proposto por Larson (1978). Há muitas variações propostas para *hashing* extensível e linear; veja, por exemplo, Cesarini e Soda (1991), Du e Tong (1991), e Hachem e Berra (1992).

Detalhes sobre dispositivos de armazenamento em disco podem ser encontrados em *sites* de fabricantes; por exemplo, *www.seagate.com*, *www.ibm.com*, *www.storagetek.com*. A IBM possui um centro de pesquisa em tecnologia de armazenamento em IBM Almaden (*www.almaden.ibm.com/sst/*).



14

Estruturas de Indexação de Arquivos

Neste capítulo assumimos que um arquivo já existe e possui alguma organização primária, como a desordenada, a ordenada ou *hash*, que foram descritas no Capítulo 13. Descreveremos **estruturas de acesso** adicionais auxiliares chamadas **índices**, que são usadas para aumentar a velocidade da recuperação de registros na resposta a certas condições de busca. Geralmente, as estruturas de índice fornecem **caminhos de acesso secundário**, que provêem caminhos de acesso alternativos aos registros sem afetar a disposição física dos registros no arquivo. Elas possibilitam um acesso eficiente aos registros a partir de **campos de indexação** que são usados para construir o índice. Basicamente, *qualquer campo* do arquivo pode ser usado para criar um índice, e podem ser construídos *índices múltiplos* a partir de diferentes campos no mesmo arquivo. É possível uma variedade de índices, em que cada um deles use uma estrutura de dados específica para aumentar a velocidade da busca. Para encontrar um registro ou registros em um arquivo com base em certo critério de seleção, a partir de um campo de indexação, é necessário inicialmente acessar o índice, que aponta para um ou mais blocos do arquivo em que os registros requeridos estão localizados. Os tipos de índice mais predominantes são baseados em arquivos ordenados (índices em nível único) e estruturas de dados de árvores (índices multiníveis, árvores-B$^+$). Eles também podem ser construídos em *hashing* ou em outras estruturas de busca de dados.

Descreveremos diferentes tipos de índice ordenados em nível único — primário, secundário e *clustering (agrupamento)* — na Seção 14.1. Tratando um índice de nível único como um arquivo ordenado, é possível desenvolver índices adicionais, onde surge o conceito de índices multiníveis. O ISAM (*Indexed Sequential Access Method* — Método de Acesso Seqüencial Indexado) é um esquema popular de indexação baseado nessa idéia. Discutiremos os índices multiníveis na Seção 14.2. Na Seção 14.3 descreveremos as árvores-B e as árvores-B$^+$, que são estruturas de dados usadas comumente em SGBDs para implementar dinamicamente índices multiníveis. As árvores-B$^+$ tornaram-se uma estrutura padrão comumente aceita para a geração de índices sob demanda em SGBDs relacionais. A Seção 14.4 é dedicada aos caminhos alternativos de acesso aos dados baseando-se na combinação de chaves múltiplas. Na Seção 14.5 discutiremos como outras estruturas de dados — tais como *hashing* — podem ser usadas para construir índices. Também apresentaremos brevemente o conceito de índices lógicos, que fornecem um nível adicional, indireto, a partir dos índices físicos, permitindo que um índice físico seja flexível e extensível em sua organização. A Seção 14.6 apresenta um resumo do capítulo.

14.1 Tipos de Índices Ordenados em Nível Único

A idéia em que se baseia a estrutura de acesso de índice ordenado é a mesma do índice de um livro-texto: listar os termos importantes ao final do livro, em ordem alfabética, com uma lista dos números de páginas onde o termo aparece. Podemos pesquisar um índice para encontrar a lista de *endereços* — números de página, neste caso — e usar esses endereços para localizar um termo no livro-texto, *pesquisando* nas páginas indicadas. A alternativa, se nenhum outro guia nos fosse fornecido, seria

peneirar lentamente, palavra por palavra, todo o livro-texto para encontrar o termo no qual estivéssemos interessados; isso corresponde a fazer uma busca linear em um arquivo. É claro que a maioria dos livros possui informações adicionais, tais como títulos de capítulo e de seção, que nos ajudam a encontrar um termo sem a necessidade de pesquisar o livro inteiro. Entretanto, o índice é a única indicação exata de onde cada termo se encontra no livro.

Para um arquivo com uma dada estrutura de registros, composto de diversos campos (ou atributos), uma estrutura de acesso de índice geralmente é definida com base em um único campo do arquivo, chamado **campo de indexação** (ou **atributo de indexação**).[1] De maneira geral, o índice armazena cada valor do campo de indexação com uma lista de ponteiros para todos os blocos de disco que contêm registros com aquele valor de campo. Os valores no índice são *ordenados* de forma que possamos realizar uma busca binária. O arquivo de índice é muito menor que o arquivo de dados, assim, a busca do índice por meio da busca binária é razoavelmente eficiente. Os índices multiníveis (Seção 14.2) nos desobrigam da necessidade de realizar a busca binária ao custo da criação de índices para o próprio índice.

Há vários tipos de índices ordenados. Um **índice primário** é especificado sobre o *campo-chave de classificação* de um arquivo ordenado de registros. Relembre a Seção 13.7, na qual um campo-chave de classificação é usado para *ordenar fisicamente* os registros do arquivo no disco, e cada registro possui um *único valor* para o campo. Se o campo de classificação não é um campo-chave — ou seja, se vários registros no arquivo podem ter o mesmo valor para o campo de classificação —, outro tipo de índice, chamado **índice *clustering***, pode ser utilizado. Observe que um arquivo pode ter, no máximo, um campo de classificação física, portanto, ele só terá um índice primário ou um índice *clustering*, *mas não ambos*. Um terceiro tipo de índice, chamado **índice secundário**, pode ser especificado sobre qualquer campo que *não* seja o de *classificação* de um arquivo. Um arquivo pode ter diversos índices secundários além de seu método de acesso primário. Nas próximas três subseções, discutiremos esses três tipos de índices em nível único.

14.1.1 Índices Primários

Um **índice primário** é um arquivo ordenado cujos registros são de tamanho fixo e contêm dois campos. O primeiro campo é do mesmo tipo de dados do campo-chave de classificação — chamado **chave primária** — do arquivo de dados, e o segundo campo é um ponteiro para um bloco de disco (um endereço de bloco). Há uma **entrada de índice** (ou **registro de índice**) no arquivo de índice para cada *bloco* do arquivo de dados. Cada entrada de índice possui, como valores para seus dois campos, o valor do campo-chave primário para o *primeiro* registro em um bloco e um ponteiro para aquele bloco. Nos referiremos aos valores desses dois campos da entrada de índice por <K(i), P(i)>.

Para criar um índice primário para o arquivo mostrado na Figura 13.7 usamos o campo NOME como chave primária, porque ele é o campo-chave de classificação do arquivo (supondo que cada valor de NOME seja único). Cada entrada no índice possui um valor de NOME e um ponteiro. As primeiras três entradas de índice são as seguintes:

<K(1) = (Aaron, Ed), P(1) = endereço do bloco 1>
<K(2) = (Adams, John), P(2) = endereço do bloco 2>
<K(3) = (Alexander, Ed), P(3) = endereço do bloco 3>

A Figura 14.1 ilustra esse índice primário. O número total de entradas no índice é o mesmo *número de blocos de disco* do arquivo de dados ordenado. O primeiro registro em cada bloco do arquivo de dados é chamado **registro âncora** do bloco, ou simplesmente **âncora do bloco.**[2]

Os índices também podem ser caracterizados como densos ou esparsos. Um **índice denso** possui uma entrada de índice para *cada valor da chave de busca* (portanto, para cada registro) do arquivo de dados. Porém, um **índice esparso** (ou **não-denso**) possui entradas de índice para apenas alguns dos valores de busca. Um índice primário é, portanto, um índice esparso, uma vez que inclui uma entrada de índice para cada bloco do arquivo de dados e as chaves de seus registros âncoras em vez de uma entrada para cada valor de busca (ou cada registro).

O arquivo de índice para um índice primário precisa de muito menos blocos do que o arquivo de dados por duas razões. Primeiro, há *menos entradas de índice* que registros no arquivo de dados. Segundo, cada entrada de índice é tipicamente *menor em tamanho* que o registro de dados, porque elas possuem apenas dois campos; conseqüentemente, mais entradas de índice do que registros de dados podem caber em um bloco. Portanto, uma busca binária no arquivo de índice exige menos acessos a blocos do que uma busca binária no arquivo de dados. Referindo-se de novo à Tabela 13.2, observe que a busca binária para

1 Usaremos indistintamente os termos *campo* e *atributo* neste capítulo.

2 Podemos usar um esquema similar ao descrito aqui, com o último registro em cada bloco (em vez do primeiro), como âncora do bloco. Isso melhora levemente a eficiência do algoritmo de busca.

um arquivo de dados ordenado exigiria $\log_2 b$ acessos a blocos. Mas, se o arquivo de índice primário contém b_i blocos, então localizar um registro com um valor de chave de busca exige uma busca binária naquele índice e o acesso ao bloco contendo aquele registro: um total de $\log_2 b_i + 1$ acesso.

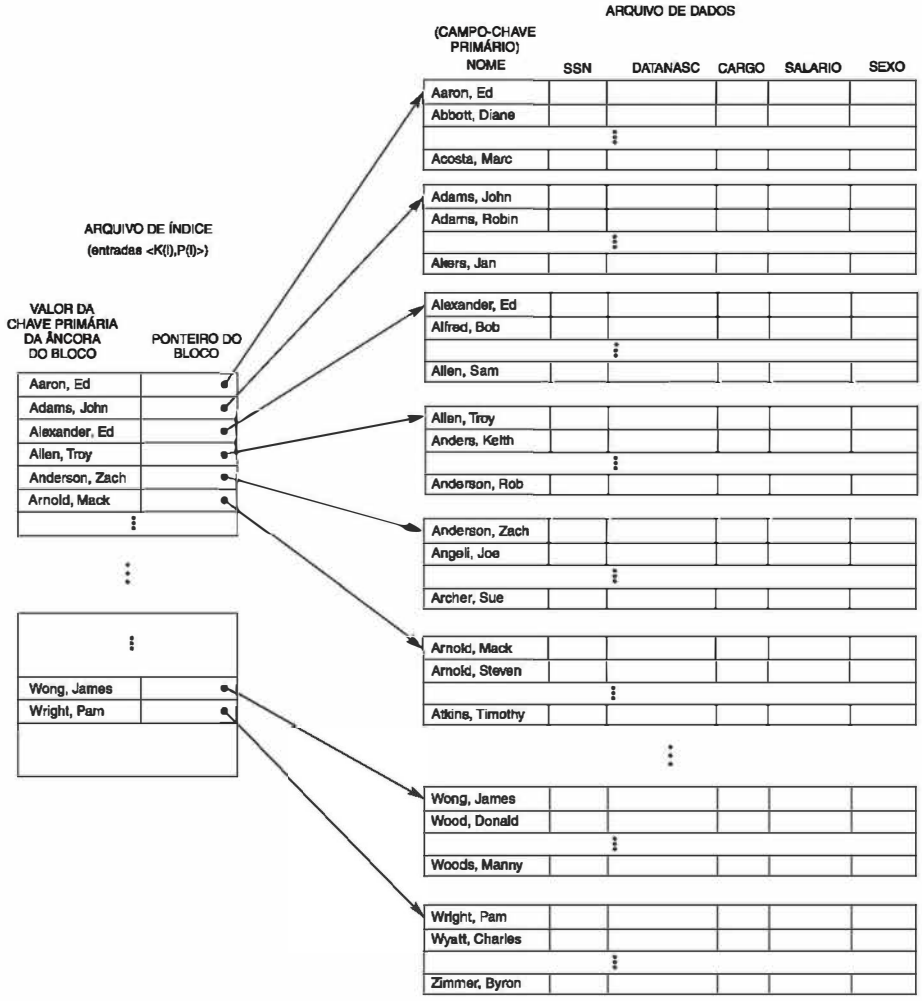


FIGURA 14.1 Índice primário para o campo-chave de classificação do arquivo mostrado na Figura 13.7.

Um registro cujo valor de chave primária seja K está em um bloco cujo endereço é P(i), onde $K(i) \leq K < K(i + 1)$. O *i-ésimo* bloco no arquivo de dados contém todos os registros desse tipo por causa da ordem física dos registros do arquivo sobre o campo-chave primário. Para recuperar um registro, dado o valor K de seu campo-chave primário, realizamos uma busca binária no arquivo de índice para encontrar a entrada de índice i apropriada, e então recuperamos o bloco do arquivo de dados cujo endereço é P(i).[3]

O Exemplo 1 ilustra a economia em acessos a blocos que pode ser obtida quando um índice primário é usado para buscar um registro.

3 Observe que a fórmula acima não estaria correta se os dados fossem ordenados segundo *um campo que não fosse o campo-chave*; nesse caso, o mesmo valor de índice na âncora do bloco poderia ser repetido nos últimos registros do bloco anterior.

Exemplo 1: Suponha que tenhamos um arquivo ordenado com r = 30.000 registros armazenados em um disco com tamanho de bloco B = 1.024 bytes. Os registros do arquivo são de tamanho fixo e são não-*espaçados (unspanned)*, com tamanho de registro R = 100 bytes. O fator de divisão em blocos para o arquivo seria *bfr* = $\lfloor (B/R) \rfloor = \lfloor (1.024/100) \rfloor = 10$ registros por bloco. O número de blocos necessários para o arquivo é $b = \lceil (r/bfr) \rceil = \lceil (30.000/10) \rceil = 3.000$ blocos. Uma busca binária no arquivo de dados exigiria aproximadamente $\lceil (\log_2 b) \rceil = \lceil (\log_2 3.000) \rceil = 12$ acessos a blocos.

Agora suponha que o campo-chave de classificação do arquivo tenha o tamanho de V = 9 bytes, um ponteiro de bloco P = 6 bytes, e que tenhamos construído um índice primário para o arquivo. O tamanho de cada entrada de índice é $R_i = (9 + 6) = 15$ bytes, de forma que o fator de divisão em blocos para o índice é $bfr_i = \lfloor (B/R_i) \rfloor = \lfloor (1.024/15) \rfloor = 68$ entradas por bloco. O número total de entradas de índice r_i é igual ao número de blocos do arquivo de dados, que é 3.000. O número de blocos de índice é, por isso, $b_i = \lceil (ri/bfr_i) \rceil = \lceil (3.000/68) \rceil = 45$ blocos. Para realizar uma busca binária no arquivo de índice, seriam necessários $\lceil (\log_2 b_i) \rceil = \lceil (\log_2 45) \rceil = 6$ acessos a blocos. Para buscar um registro usando o índice, precisamos de um acesso adicional a bloco do arquivo de dados, o que daria um total de 6 + 1 = 7 acessos a blocos — uma otimização em relação à busca binária no arquivo de dados, que exigiria 12 acessos a blocos.

O maior problema com um índice primário — bem como com qualquer outro arquivo ordenado — é a inclusão e a exclusão de registros. Com um índice primário, o problema é composto porque, se tentarmos incluir um registro em sua posição correta no arquivo de dados, devemos não apenas mover registros para abrir espaço para o novo registro, mas também alterar algumas entradas de índice, uma vez que mover os registros irá alterar os registros-âncora de alguns blocos. Usar um arquivo desordenado de *overflow*, conforme visto na Seção 13.7, pode reduzir esse problema. Uma outra possibilidade é utilizar uma lista encadeada para os registros de *overflow* de cada bloco do arquivo de dados. Isso é similar ao método para tratamento de registros de *overflow* descritos para o *hashing* na Seção 13.8.2. Os registros dentro de cada bloco e sua lista encadeada de *overflow* podem ser ordenados para melhorar o tempo de recuperação. A exclusão de registros é feita por meio do uso de marcadores de exclusão.

14.1.2 Índices *Clustering*

Se os registros de um arquivo são fisicamente ordenados segundo um campo que não seja um campo-chave — o qual *não* possua um valor distinto para cada registro —, esse campo é chamado **campo de *clustering* (*agrupamento*)**. Podemos criar um tipo diferente de índice, chamado **índice *clustering***, para aumentar a velocidade de recuperação de registros que tenham o mesmo valor para o campo de *clustering*. Esse índice difere do índice primário, que requer que um campo de classificação do arquivo de dados possua um *valor distinto* para cada registro.

Um índice *clustering* é também um arquivo ordenado com dois campos; o primeiro é do mesmo tipo do campo de *clustering* do arquivo de dados e o segundo é um ponteiro de bloco. Há uma entrada no índice *clustering* para cada *valor distinto* do campo de *clustering*, contendo o valor e o ponteiro para o *primeiro bloco* do arquivo de dados que possui um registro com aquele valor para seu campo de *clustering*. Temos um exemplo na Figura 14.2. Observe que a inclusão e a exclusão de registros ainda causam problemas porque os registros de dados estão fisicamente ordenados. Para aliviar o problema da inclusão, é comum reservar um bloco inteiro (ou um conjunto [*cluster*] de blocos adjacentes) para *cada valor* do campo de *clustering*; todos os registros com aquele valor são dispostos no bloco (ou no grupo [*cluster*] de blocos), tornando a inclusão e a exclusão relativamente diretas. A Figura 14.3 mostra esse esquema.

Um índice *clustering* é outro exemplo de índice *esparso* porque possui uma entrada para cada *valor distinto* do campo de indexação que não é um campo-chave por definição, possuindo, portanto, valores duplicados em vez de uma entrada para cada registro do arquivo. Há, de um lado, uma semelhança entre as figuras 14.1 e 14.3 e, de outro, entre as figuras 14.1 e 13.11. Um índice é, de algum modo, similar às estruturas de diretório usadas no *hashing* extensível, descritos na Seção 13.8.3. Ambos são pesquisados para encontrar um ponteiro para o bloco de dados, que contém o registro desejado. Uma diferença importante é que uma busca no índice usa os valores do próprio campo de busca, enquanto a busca em um diretório *hash* usa o valor *hash*, que é calculado pela aplicação da função *hash* no campo de busca.

14.1.3 Índices Secundários

Um **índice secundário** fornece um meio secundário de acesso a um arquivo para o qual já existe algum acesso primário. O índice secundário pode ser usado sobre um campo que é uma chave candidata e possui um valor único em cada registro, ou um campo que não é chave e que possui valores duplicados. O índice é um arquivo ordenado com dois campos. O primeiro é do mesmo tipo de dados de algum campo que não seja o de *classificação* do arquivo de dados, que é um **campo de indexação**. O segundo é um ponteiro de *bloco* ou um ponteiro de *registro*. Pode existir *muitos* índices secundários (e, assim, muitos campos de indexação) para o mesmo arquivo.

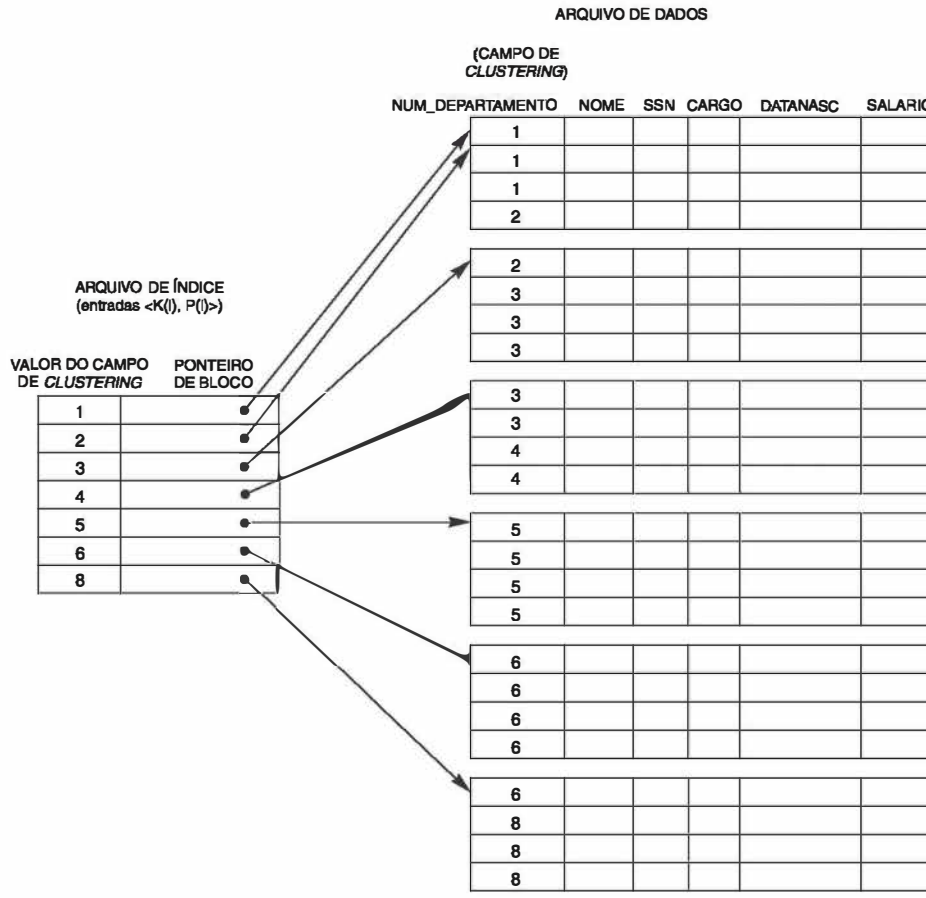


FIGURA 14.2 Um índice *clustering* para o campo NUM_DEPARTAMENTO, que não é campo-chave de classificação, de um arquivo EMPREGADO.

Primeiro, consideremos uma estrutura de acesso de índice secundário em um campo-chave que possua um *valor distinto* para cada registro. Tal campo às vezes é chamado **chave secundária**. Nesse caso, há uma entrada de índice para *cada registro* do arquivo de dados, que contém o valor da chave secundária no registro e um ponteiro para o bloco no qual o registro está armazenado ou para o próprio registro. Assim, tal índice é **denso**.

Novamente nos referimos aos dois valores dos campos da entrada de índice como <K(i), P(i)>. As entradas são **ordenadas** pelo valor de K(i), de modo que possamos realizar uma busca binária. Como os registros do arquivo de dados *não* estão ordenados fisicamente pelos valores do campo chave secundária, *não podemos* usar âncoras de blocos. É por isso que uma entrada de índice é criada para cada registro do arquivo de dados, em vez de uma entrada para cada bloco, como no caso de índice primário. A Figura 14.4 mostra um índice secundário no qual os ponteiros P(i) nas entradas de índice são *ponteiros de bloco*, e não ponteiros de registros. Uma vez que o bloco apropriado é transferido para a memória principal, pode ser executada uma busca do registro desejado dentro do bloco.

Um índice secundário geralmente precisa de mais espaço de armazenamento e de maior tempo de busca que um índice primário, em vista de seu maior número de entradas. Entretanto, a *melhoria* no tempo de busca para um registro arbitrário é muito maior em um índice secundário que num índice primário, uma vez que teria de ser realizado uma *busca linear* no arquivo de dados se o índice secundário não existisse. Para um índice primário, ainda poderíamos usar uma busca binária no arquivo principal, mesmo se o índice não existisse. O Exemplo 2 ilustra a melhoria no número de blocos acessados.

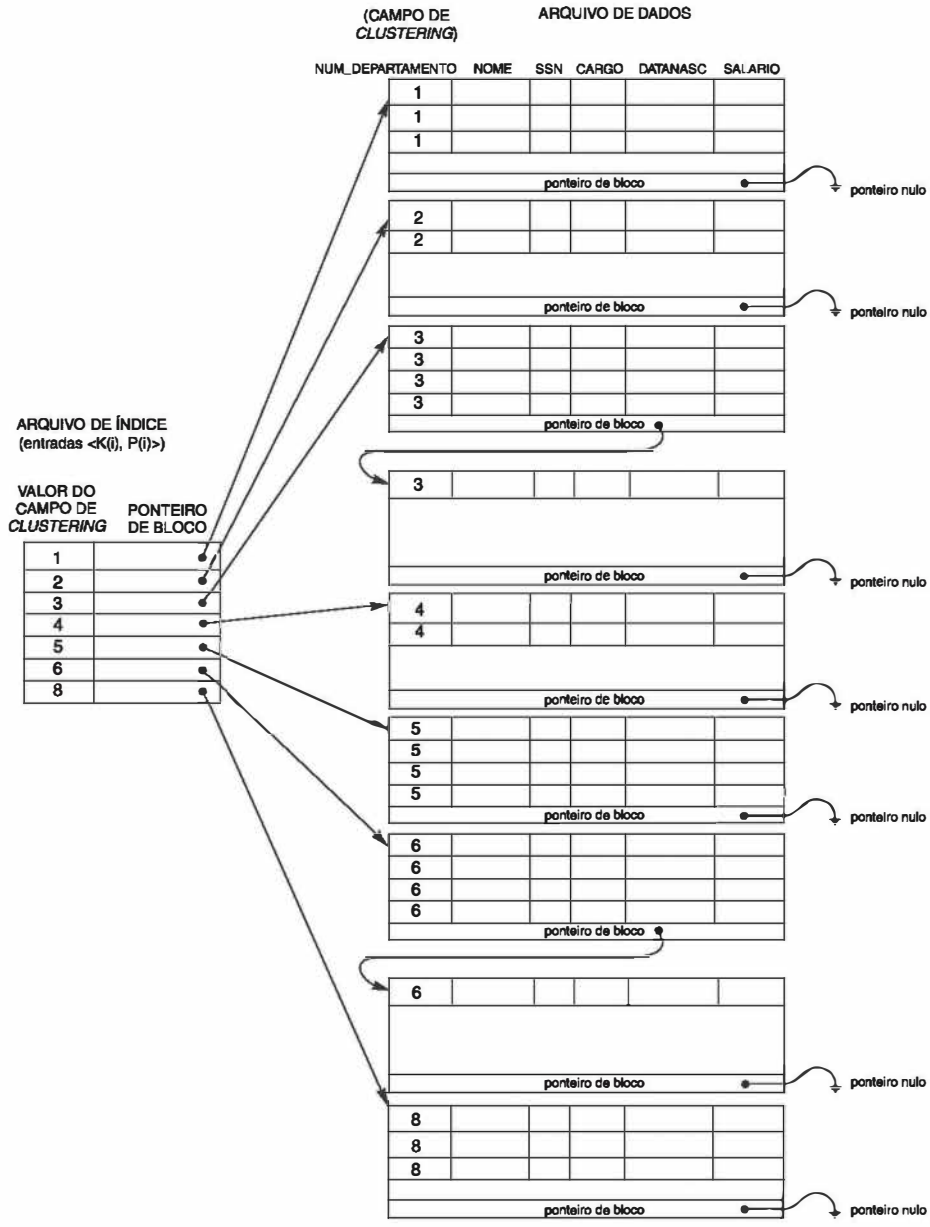


FIGURA 14.3 Um índice *clustering* com um grupo (*cluster*) separado de blocos para cada grupo de registros que compartilhem o mesmo valor de campo de *clustering*.

Exemplo 2: Considere o arquivo do Exemplo 1 com r = 30.000 registros de tamanho fixo, R = 100 bytes armazenados em um disco com tamanho de bloco B = 1.024 bytes. O arquivo possui b = 3.000 blocos, conforme calculado no Exemplo 1. Para realizar uma busca linear no arquivo, seriam necessários b/2 = 3.000/2 = 1.500 acessos a bloco em média. Suponha que tenhamos construído um índice secundário baseado em um campo do arquivo que não seja o campo-chave de classificação e cujo tamanho seja V = 9 bytes. Como no Exemplo 1, um ponteiro de bloco é do tamanho P = 6 bytes, assim, o tamanho de

cada entrada de índice é $R_i = (9 + 6) = 15$ bytes, e o fator de divisão em blocos para o índice é $bfr_i = \lfloor (B/R_i) \rfloor = \lfloor (1.024/15) \rfloor = 68$ entradas por bloco. Em um índice secundário denso como esse, o número total de entradas de índice r_i é igual ao *número de registros* do arquivo de dados, que é 30.000. O número de blocos necessários para o índice é, por isso, $b_i = \lceil (r_i/bfr_i) \rceil = \lceil (30.000/68) \rceil = 442$ blocos.

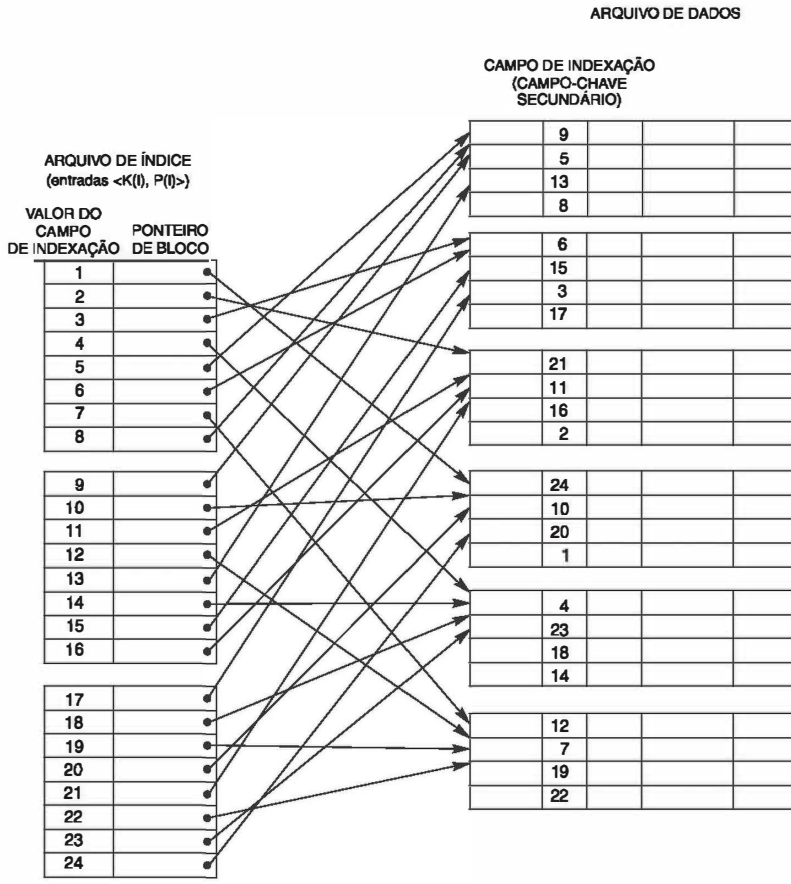


FIGURA 14.4 Um índice secundário denso (com ponteiros de bloco) em um campo que não é chave de classificação de um arquivo.

Uma busca binária neste índice secundário exige $\lceil (\log_2 b_i) \rceil = \lceil (\log_2 442) \rceil = 9$ acessos a blocos. Para buscar um registro usando o índice, precisamos de um acesso adicional a bloco do arquivo de dados, o que daria um total de 9 + 1 = 10 acessos a blocos — uma grande melhoria em relação aos 1.500 acessos a blocos necessários, em média, na busca linear, mas um pouco pior que os sete blocos necessários no índice primário.

Podemos também criar um índice secundário em um campo que *não seja campo-chave* do arquivo. Nesse caso, diversos registros do arquivo podem ter o mesmo valor no campo de indexação. Há diversas opções de implementação para tal índice:

- A Opção 1 consiste em incluir diversas entradas de índice com o mesmo valor K(i) — uma para cada registro. Esse seria um índice denso.
- A Opção 2 consiste em ter registros de tamanho variável nas entradas do índice, com um campo multivalorado para o ponteiro. Mantemos uma lista de ponteiros <P(i,1), . . . , P(i,k)> na entrada de índice para K(i) — um ponteiro para cada bloco que contém um registro cujo valor do campo de indexação seja igual a K(i). Em ambas as opções, o algoritmo de busca binária para o índice deve ser alterado adequadamente.

- A Opção 3, que é a mais usada, consiste em manter as próprias entradas de índices em um tamanho fixo e ter uma entrada única para cada *valor do campo de indexação*, porém criando um nível adicional, indireto, a fim de tratar os múltiplos ponteiros. Nesse esquema esparso, o ponteiro P(i) na entrada de índice <K(i), P(i)> aponta para um *bloco de ponteiros de registro*; cada ponteiro de registro, naquele bloco, aponta para um dos registros do arquivo de dados com valor K(i) no campo de indexação. Se algum valor K(i) ocorrer em muitos registros, de forma que seus ponteiros não caibam em um único bloco de disco, é utilizado um conjunto (*cluster*) ou uma lista encadeada de blocos. Essa técnica é ilustrada na Figura 14.5. A recuperação por meio do índice exige um ou mais acessos adicionais a blocos por causa do nível adicional, mas os algoritmos de busca no índice e (o que é mais relevante) para a inclusão de novos registros no arquivo de dados são diretos. Além disso, as recuperações baseadas em condições complexas de seleção podem ser tratadas por meio de referências aos ponteiros de registros, sem ter de recuperar muitos registros desnecessários do arquivo (Exercício 14.19).

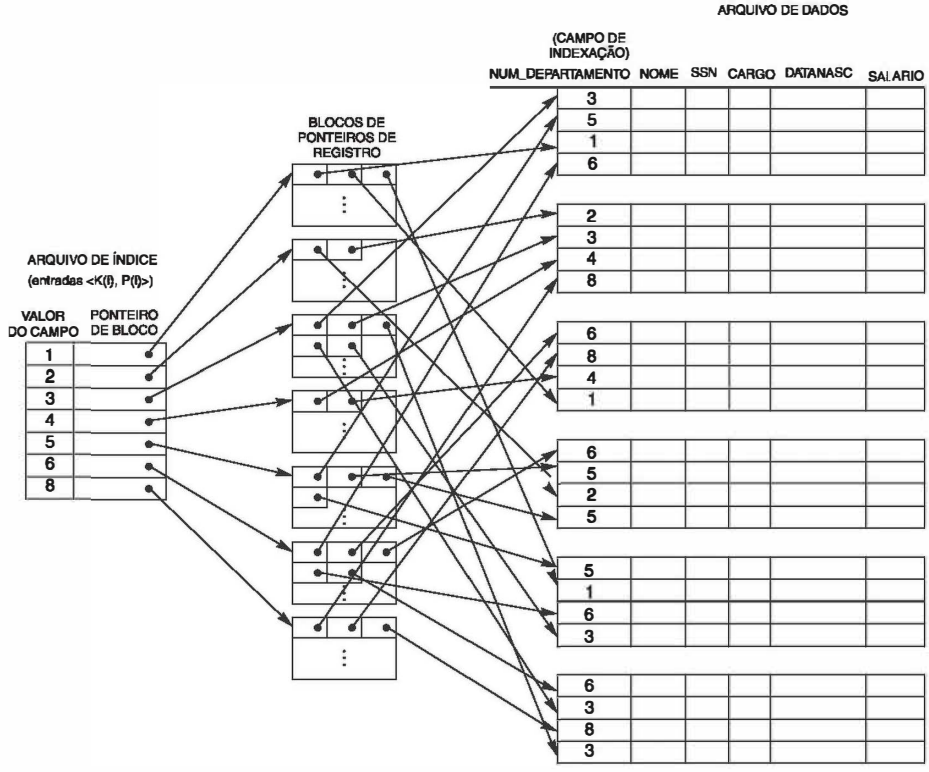


FIGURA 14.5 Um índice secundário (com ponteiros de registro), em um campo que não é campo-chave, implementado em um nível adicional, indireto, de forma que as entradas de índice sejam de tamanho fixo e possuam valores de campo únicos.

Observe que o índice secundário fornece uma **ordem lógica** para os registros, baseada no campo de indexação. Se acessarmos os registros na ordem das entradas no índice secundário, obteremos os mesmos na ordem do campo de indexação.

14.1.4 Resumo

Para concluir esta seção, resumimos a discussão sobre os tipos de índices em duas tabelas. A Tabela 14.1 mostra as características do campo de indexação para cada tipo de índice ordenado em nível único — primário, *clustering* e secundário. A Tabela 14.2 resume as propriedades de cada tipo de índice, comparando o número de entradas de índice e especificando quais são densos e quais usam âncoras de bloco do arquivo de dados.

TABELA 14.1 Tipos de índices baseados nas propriedades do campo de indexação

	Campo de Indexação Utilizado para Classificar o Arquivo	Campo de Indexação Não Utilizado Para Classificar o Arquivo
Campo de indexação é chave	Índice primário	Índice secundário (campo-chave)
Campo de indexação não é chave	Índice *clustering*	Índice secundário (campo que não é chave)

TABELA 14.2 Propriedades dos tipos de índices

Tipo de Índice	Número de Entradas de Índice (Primeiro Nível)	Denso ou Esparso	Âncora de Bloco no Arquivo de Dados
Primário	Número de blocos do arquivo de dados	Esparso	Sim
Clustering	Número de valores distintos do campo de indexação	Esparso	Sim/não[a]
Secundário (campo-chave)	Número de registros do arquivo de dados	Denso	Não
Secundário (campo que não é chave)	Número de registros[b] ou número de valores distintos do campo de indexação[c]	Denso ou esparso	Não

[a] Sim, se todo valor distinto do campo de indexação iniciar um novo bloco; caso contrário, não.
[b] Para a opção 1.
[c] Para as opções 2 e 3.

14.2 Índices Multiníveis

Os esquemas de indexação que descrevemos até aqui envolvem um arquivo de índice ordenado. Uma busca binária é aplicada ao índice para localizar os ponteiros para um bloco do disco ou para um registro (ou registros) do arquivo que possua um valor específico no campo de indexação. Uma busca binária exige aproximadamente $(\log_2 b_i)$ acessos a blocos em um índice com b_i blocos, porque cada passo do algoritmo reduz à metade a parte do arquivo de índice na qual devemos prosseguir a busca. Essa é a razão pela qual usamos a função log com base 2. A idéia de um **índice multinível** é reduzir a parte do arquivo de índice na qual devemos prosseguir a busca dividindo-a por bfr_i, fator de divisão em blocos para o índice, que é maior que 2. Por isso, o espaço de busca é reduzido muito mais rapidamente . O valor bfr_i é chamado de ***fan-out*** do índice multinível, e nos referimos a ele pelo símbolo **fo**. A busca em índice multinível requer aproximadamente $(\log_{fo} b_i)$ acessos a blocos, que é um número menor que o da busca binária se o *fan-out* for maior que 2.

Um índice multinível leva em conta que o arquivo de índice, ao qual agora passaremos a nos referir como o **primeiro nível** (ou **base**) de um índice multinível, é um *arquivo ordenado* com um *valor distinto* para cada K(i). Por isso, podemos criar um índice primário para o primeiro nível; esse índice para o primeiro nível é chamado **segundo nível** do índice multinível. Como o segundo nível é um índice primário, podemos usar âncoras de bloco de forma que o segundo nível possua uma entrada para *cada bloco* do primeiro nível. O fator de divisão em blocos bfr_i para o segundo nível — e para todos os níveis subseqüentes — é o mesmo do índice de primeiro nível porque todas as entradas de índice têm o mesmo tamanho; cada uma tem um valor de campo e um endereço de bloco. Se o primeiro nível tiver r_i entradas e o fator de divisão em blocos — que também é o *fan-out* — para o índice for $bfr_i = fo$, então o primeiro nível necessita de $\lceil (r_1/fo) \rceil$ blocos, o que, portanto, é o número de entradas r_2 necessárias no segundo nível do índice.

Podemos repetir esse processo para o segundo nível. O **terceiro nível**, que é um índice primário para o segundo nível, possui uma entrada para cada bloco do segundo nível, assim, o número de entradas no terceiro nível é $r_3 = \lceil (r_2/fo) \rceil$. Observe que necessitamos de um segundo nível apenas se o primeiro nível precisar de mais de um bloco de armazenamento em disco, e, de forma similar, de um terceiro nível apenas se o segundo nível precisar de mais de um bloco. Podemos repetir o processo anterior até que todas as entradas de algum nível de índice t caibam em um único bloco. Esse bloco no *t-ésimo* nível é chamado de nível de índice de **topo**.[4] Cada nível reduz o número de entradas do nível anterior dividindo-o por *fo* — o índice de

4 O esquema de numeração para os níveis de índice usado aqui é oposto à forma com que os níveis normalmente são definidos em estruturas de dados de árvores. Nessas estruturas, t é chamado de nível 0 (zero), t – 1 de nível 1 etc.

fan-out—, de forma que podemos usar a fórmula $1 \leq (r_1/((fo)^t))$ para calcular t. Por isso, um índice multinível com r_1 entradas de primeiro nível terá aproximadamente t níveis, onde $t = \lceil (\log_{fo}(r_1)) \rceil$.

O esquema multinível descrito aqui pode ser usado em qualquer tipo de índice, seja ele primário, *clustering* ou secundário — desde que o índice de primeiro nível possua *valores distintos para K(i) e entradas de tamanho fixo*. A Figura 14.6 mostra um índice multinível construído sobre um índice primário. O Exemplo 3 ilustra a melhoria no número de blocos acessados quando um índice multinível é usado para buscar um registro.

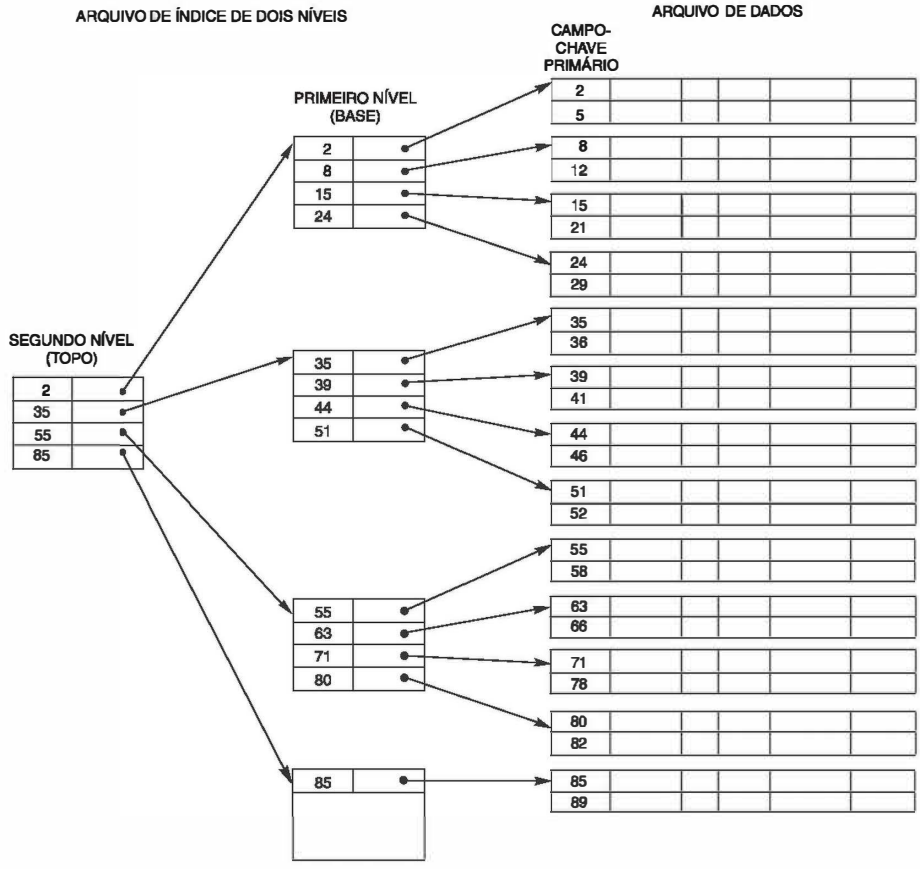


FIGURA 14.6 Um índice primário de dois níveis que se parece com a organização ISAM (*Indexed Sequential Access Method* — Método de Acesso Seqüencial Indexado).

Exemplo 3: Suponha que o índice secundário denso do Exemplo 2 seja convertido em um índice multinível. Calculamos que $bfr_1 = 68$ entradas de índice por bloco, que também é o *fan-out* fo do índice multinível; também calculamos que o número de blocos de primeiro nível é $b_1 = 442$ blocos. O número de blocos de segundo nível será $b_2 = \lceil (b_1/fo) \rceil = \lceil (442/68) \rceil = 7$ blocos, e o número de blocos do terceiro nível será $b_3 = \lceil (b_2/fo) \rceil = \lceil (7/68) \rceil = 1$ bloco. Por isso, o terceiro nível é o nível de topo do índice, e $t = 3$. Para acessar um registro por meio da busca no índice multinível, devemos acessar um bloco em cada nível, mais um bloco no arquivo de dados, portanto precisamos de $t + 1 = 3 + 1 = 4$ acessos a blocos. Compare com o Exemplo 2, no qual dez acessos a blocos eram necessários quando um índice em nível único e a busca binária foram usados.

Observe que poderíamos também ter um índice primário multinível, que poderia ser esparso. O Exercício 14.14c ilustra este caso, no qual *devemos* acessar o bloco de dados do arquivo antes que possamos determinar se o registro que está sendo procurado está no arquivo. Para um índice denso, isso pode ser determinado acessando-se o primeiro nível de índice (sem necessitar acessar um bloco de dados), uma vez que há uma entrada de índice para *cada* registro do arquivo.

Uma organização de arquivo comum utilizada em aplicações comerciais de processamento de dados é um arquivo ordenado com um índice primário multinível baseado em seu campo-chave de classificação. Tal organização é chamada **arquivo seqüencial ordenado** e foi usada em grande número dos antigos sistemas IBM. A inclusão é tratada por alguma forma de arquivo de *overflow*, incorporado periodicamente ao arquivo de dados. O índice é recriado durante a reorganização. A organização **ISAM** da IBM incorpora um índice de dois níveis, que é muito parecido com a organização do disco. O primeiro nível é um índice de cilindro, que tem o valor da chave de um registro âncora para cada cilindro do conjunto de disco (*disk pack*), e um ponteiro para o índice de trilha do cilindro. O índice de trilha possui o valor chave de um registro âncora para cada trilha do cilindro e um ponteiro para a trilha. A trilha pode, então, ser pesquisada seqüencialmente para localizar o registro ou o bloco desejado.

O Algoritmo 14.1 esboça o procedimento de busca por um registro em um arquivo de dados que utiliza um índice primário esparso multinível com t níveis. Referimo-nos à entrada i no nível j do índice por $<K_j(i), P_j(i)>$, e buscamos um registro cujo valor da chave primária é K. Supomos que quaisquer registros de *overflow* são ignorados. Se o registro estiver no arquivo, deve existir alguma entrada no nível 1 tal que $K_1(i) \leq K < K_1(i+1)$, e o registro estará no bloco do arquivo de dados cujo endereço é $P_1(i)$. O Exercício 14.19 discute a modificação do algoritmo de busca para outros tipos de índice.

Algoritmo 14.1: Busca em um índice primário multinível esparso com t níveis.

```
p ← endereco do bloco do nivel de topo do indice;
for j ← t step – 1 to 1 do
begin
read o bloco do indice (no j-ésimo nível de índice) cujo endereço e p;
buscar, no bloco p, a entrada i tal que Kj(i) # K, Kj(i + 1) (se Kj(i) for a ultima entrada do bloco, e
suficiente satisfazer Kj(i) # K);
p ← Pj(i) (* obter o ponteiro apropriado no j-ésimo nível de índice *)
end;
read o bloco do arquivo de dados cujo endereco e p;
buscar, no bloco p, o registro com chave = K;
```

Conforme vimos, um índice multinível reduz o número de acessos a blocos quando pesquisa um registro, dado seu valor no campo de indexação. Ainda enfrentaremos problemas com o tratamento de inclusões e exclusões porque todos os níveis do índice são *arquivos fisicamente ordenados*. Para manter os benefícios do uso de um índice multinível e, ao mesmo tempo, reduzir os problemas com a inclusão e exclusão no índice, projetistas adotaram um índice multinível que deixa algum espaço em seus blocos para a inclusão de novas entradas. Trata-se do **índice multinível dinâmico** que freqüentemente é implementado por meio do uso de estruturas de dados chamadas árvores-B e árvores-B^+, que descreveremos na próxima seção.

14.3 Índices Multiníveis Dinâmicos que Usam Árvores-B (*B-Trees*) e Árvores-B^+ (*B^+-Trees*)

Árvores-B e árvores-B^+ são casos especiais das bem conhecidas estruturas de dados de árvores. Apresentamos muito brevemente a terminologia utilizada na discussão de estruturas de dados de árvores. Uma **árvore** é formada por **nós** (ou **nodos**). Cada nó em uma árvore, exceto um nó especial chamado **raiz**, tem um nó **pai** e vários (zero ou mais) nós **filhos**. O nó raiz não possui um pai. Um nó que não possua nós filhos é chamado nó **folha**; um nó que não é folha é chamado nó **interno**. O **nível** de um nó é sempre uma unidade maior que o nível de seu pai, com o nível do nó raiz sendo igual a zero.[5] Uma **subárvore** de um nó consiste daquele nó e de todos os seus nós **descendentes** — seus nós filhos, os nós filhos de seus nós filhos, e assim por diante. Uma definição recursiva precisa de subárvore é que ela consiste de um nó n e das subárvores de todos os nós filhos de n. A Figura 14.7 ilustra uma estrutura de dados de árvore. Nessa figura, A é o nó raiz, e seus nós filhos são B, C e D. Os nós E, J, C, G, H e K são nós folhas.

5 Essa definição padrão para o nível de um nó de árvore, que usamos ao longo desta seção, é diferente daquele que demos para os índices multiníveis na Seção 14.2.

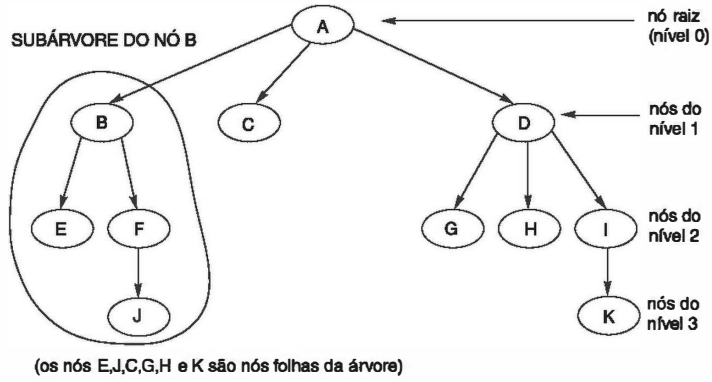


FIGURA 14.7 Estrutura de dados que mostra uma árvore não-balanceada.

Geralmente mostramos uma árvore com o nó raiz no topo, conforme mostrado na Figura 14.7. Uma maneira de implementar uma árvore é ter tantos ponteiros em cada nó quanto o número de nós filhos daquele nó. Em alguns casos, um ponteiro para o pai também é armazenado em cada nó. Além dos ponteiros, um nó geralmente contém algum tipo de informação armazenada. Quando um índice multinível é implementado usando uma estrutura de árvore, essa informação inclui os valores do campo de indexação do arquivo, que são usados para guiar a busca por um registro em particular.

Na Seção 14.3.1 apresentaremos árvores de busca e, então, veremos as árvores-B, que podem ser usadas como índices multinível dinâmicos para guiar a busca de registros em um arquivo de dados. Os nós de uma árvore-B são preenchidos entre 50% e 100%, e ponteiros para os blocos de dados são armazenados em ambos os nós internos e nós folhas da estrutura da árvore-B. Na Seção 14.3.2 analisaremos as árvores-B^+, uma variação das árvores-B na qual os ponteiros para os blocos de dados são armazenados apenas nos nós folhas; isso pode levar a menos níveis e a índices de capacidade mais elevada.

14.3.1 Árvores de Busca e Árvores-B

Uma árvore de busca é um tipo especial de árvore, usada para guiar a busca por um registro, dado o valor de um dos campos do registro. Os índices multinível discutidos na Seção 14.2 podem ser vistos como uma variação de uma árvore de busca; cada nó do índice multinível pode ter até *fo* ponteiros e *fo* valores de chave, nos quais *fo* é o *fan-out* do índice. Os valores do campo do índice em cada nó nos guiam para o próximo nó, até que alcancemos o bloco do arquivo de dados que contém os registros requeridos. Ao seguirmos um ponteiro, restringimos nossa busca em cada nível a uma subárvore da árvore de busca e ignoramos todos os nós não pertencentes a essa subárvore.

Árvores de Busca. Uma árvore de busca é um pouco diferente de um índice multinível. Uma **árvore de busca** de ordem p é uma árvore tal que cada nó contenha *pelo menos* p – 1 valores de busca e p ponteiros na ordem $<P_1, K_1, P_2, K_2, \ldots, P_{q-1}, K_{q-1}, P_q>$, onde $q \leq p$; cada P_i é um ponteiro para um nó filho (ou um ponteiro nulo); e cada K_i é um valor de busca para algum conjunto ordenado de valores. Supõe-se que todos os valores de busca sejam únicos.[6] A Figura 14.8 ilustra um nó em uma árvore de busca. Duas condições sempre devem ser satisfeitas em uma árvore de busca:

1. Dentro de cada nó, $K_1 < K_2 < \ldots < K_{q-1}$.
2. Para todos os valores X na subárvore apontada por P_i, temos $K_{i-1} < X < K_i$ para $1 < i < q$; $X < K_i$ para $i = 1$; e $K_{i-1} < X$ para $i = q$ (Figura 14.8).

Sempre que buscamos um valor X, seguimos o ponteiro P_i apropriado de acordo com as fórmulas da segunda condição apresentada acima. A Figura 14.9 ilustra a árvore de busca de ordem $p = 3$ e de valores de busca inteiros. Observe que alguns ponteiros P_i em um nó podem ser ponteiros nulos.

6 Essa restrição pode ser relaxada. Se o índice é baseado em um campo que não é chave, valores duplicados de busca podem existir, e a estrutura do nó e as regras de navegação na árvore podem ser alteradas.

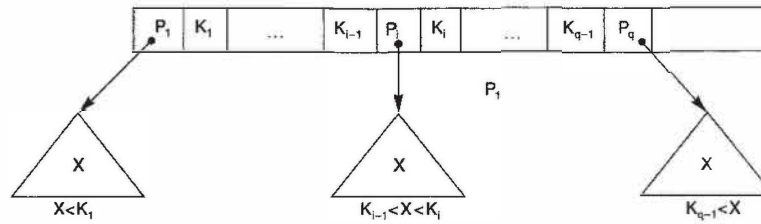


FIGURA 14.8 Um nó em uma árvore de busca com ponteiros para as subárvores abaixo dela.

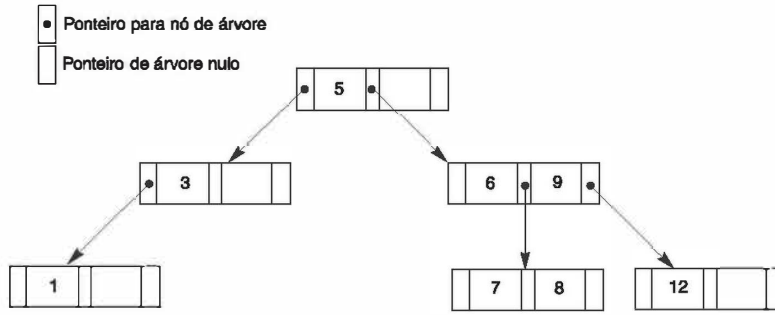


FIGURA 14.9 Uma árvore de busca de ordem p = 3.

Podemos usar uma árvore de busca como um mecanismo para a busca de registros armazenados em um arquivo em disco. Os valores na árvore podem ser de um dos campos do arquivo, chamado **campo de busca** (que é o mesmo campo de indexação se um índice multinível guiar a busca). Cada valor de chave na árvore é associado a um ponteiro para o registro no arquivo de dados que possua aquele valor. De maneira alternativa, o ponteiro poderia apontar para o bloco de disco que contém aquele registro. A própria árvore de busca pode ser armazenada em disco, designando cada nó da árvore a um bloco do disco. Quando um novo registro é incluído, devemos atualizar a árvore de busca inserindo, na árvore, uma entrada que contenha o valor do campo de busca do novo registro e um ponteiro para o novo registro.

São necessários algoritmos para a inclusão e para a exclusão de valores de busca na árvore de busca que mantenham as duas condições apresentadas anteriormente. Em geral, esses algoritmos não garantem que a árvore de busca seja **balanceada**, o que significa que todos os seus nós folhas estão em um mesmo nível.[7] A árvore da Figura 14.7 não é balanceada porque possui nós folhas nos níveis 1, 2 e 3. Manter a árvore de busca balanceada é importante porque garante que nenhum nó estará em níveis muito altos e, assim, exigindo muitos acessos a blocos durante uma busca na árvore. Manter a árvore balanceada proporciona uma velocidade de busca uniforme independente do valor da chave de busca. Um outro problema com as árvores de busca é que a exclusão de registros pode deixar alguns nós da árvore quase vazios, desperdiçando espaço de armazenamento e aumentando o número de níveis. As árvores-B tratam ambos os problemas, especificando condições adicionais às das árvores de busca.

Árvores-B. As árvores-B possuem condições adicionais que garantem que uma árvore esteja sempre balanceada e que o espaço desperdiçado pela exclusão, se houver, nunca se torne excessivo. Todavia, os algoritmos para inclusão e exclusão se tornam mais complexos a fim de atender a essas condições. No entanto, a maioria das operações de inclusões e exclusões é simples; elas se tornam complicadas apenas sob circunstâncias especiais — ou seja, sempre que tentarmos uma inclusão em um nó que já estiver completo ou a exclusão de um nó tal que ele fique com menos da metade de sua capacidade preenchida. Mais formalmente, uma **árvore-B de ordem p**, quando utilizada como uma estrutura de acesso em um *campo-chave* para buscar registros em um arquivo de dados, pode ser definida da seguinte forma:

1. Cada nó interno da árvore-B (Figura 14.10a) é:

   $<P_1, <K_1, Pr_1>, P_2, <K_2, Pr_2>, \ldots, <K_{q-1}, Pr_{q-1}>, P_q>$

7 A definição de *balanceada* é diferente para as árvores binárias. Árvores binárias balanceadas são conhecidas como árvores AVL.

onde $q \leq p$. Cada P_i é um **ponteiro de árvore** — um ponteiro para outro nó da árvore-B. Cada Pr_i é um **ponteiro de dados**[8] — um ponteiro para o registro cujo valor do campo-chave de busca é igual a K_i (ou para o bloco do arquivo de dados que contém aquele registro).

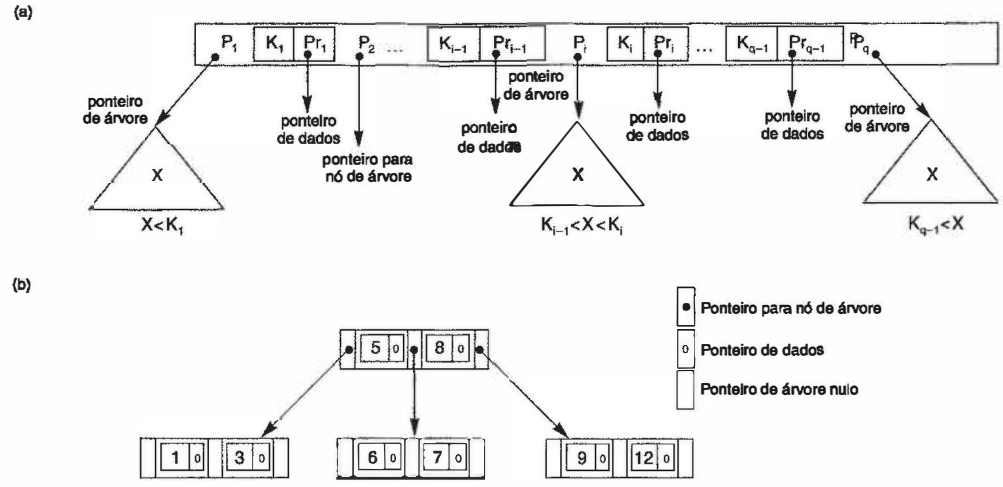


FIGURA 14.10 Estruturas de árvore-B. (a) Um nó em uma árvore-B com q – 1 valor de busca. (b) Uma árvore-B de ordem p = 3. Os valores foram incluídos na seqüência 8, 5, 1, 7, 3, 12, 9, 6.

2. Dentro de cada nodo, $K_1 < K_2 < \ldots < K_{q-1}$.
3. Para todos os valores X do campo-chave de busca na subárvore apontada por P_i (a *i-ésima* subárvore, Figura 14.10a), temos:

   $K_{i-1} < X < K_i$ para $1 < i < q$; $X < K_i$ para $i = 1$; e $K_{i-1} < X$ para $i = q$.

4. Cada nó possui no máximo p ponteiros de árvore.
5. Cada nó, exceto a raiz e os nós folhas, possui pelo menos $\lceil (p/2) \rceil$ ponteiros de árvore. O nó raiz possui pelo menos dois ponteiros de árvore, exceto se ele for o único nó da árvore.
6. Um nó com q ponteiros de árvore, $q \leq p$, possui q – 1 valores de campo de chave de busca (e, por isso, tem q – 1 ponteiro de dados).
7. Todos os nós folhas estão no mesmo nível. Os nós folhas possuem a mesma estrutura dos nós internos, exceto que todos os seus *ponteiros de árvore* P_i são nulos.

A Figura 14.10b ilustra uma árvore-B de ordem p = 3. Observe que todos os valores de busca K na árvore-B são únicos porque supomos que a árvore é usada como uma estrutura de acesso para um campo-chave. Se usarmos uma árvore-B em um *campo que não é campo-chave*, devemos alterar a definição dos ponteiros de arquivo Pr_i para apontar para um bloco — ou conjunto (*cluster*) de blocos — que contenha os ponteiros para os registros do arquivo. Esse nível adicional, indireto, é similar à Opção 3 para índices secundários vista na Seção 14.1.3.

Uma árvore-B inicia com um único nó raiz (que também é um nó folha) no nível 0 (zero). Uma vez que o nó raiz esteja completo com p – 1 valor de chave de busca, e tentarmos incluir uma nova entrada na árvore, o nó raiz se divide em dois nós no nível 1. Apenas o valor do meio é mantido no nó raiz, e os valores restantes são divididos igualmente entre os outros dois nós. Quando um nó, que não é o nó raiz, estiver completo e uma nova entrada for incluída, ele é dividido em dois nós no mesmo nível, e a entrada do meio é transferida para o nó pai com dois ponteiros para os novos nós oriundos da divisão. Se o nó pai estiver cheio, ele também se dividirá. A divisão pode ser propagada até o nó raiz, criando um novo nível se a raiz for dividida. Não analisaremos em detalhe os algoritmos para árvores-B aqui; em vez disso, esboçaremos os procedimentos de busca e inclusão para árvores-B* na próxima seção.

8 Um ponteiro de dados é um endereço de bloco ou um endereço de registro; o último é essencialmente um endereço de bloco e um deslocamento de registro dentro do bloco.

Se a exclusão de um valor fizer com que um nó seja preenchido com menos da metade de sua capacidade, ele é combinado com seus nós vizinhos, e isso também pode ser propagado até a raiz. Por isso, a exclusão pode reduzir o número de níveis da árvore. Foi demonstrado, por meio de análise e simulação que, após várias inclusões e exclusões aleatórias em uma árvore-B, os nós ficam com aproximadamente 69% de sua capacidade preenchida quando o número de valores na árvore se estabiliza. Isso também ocorre com árvores-B^+. Se isso acontecer, a divisão e a combinação de nós ocorrerão apenas raramente, de modo que a inclusão e a exclusão se tornarão bastante eficientes. Se o número de valores aumentar, a árvore irá se expandir sem problemas — embora a divisão dos nós possa ocorrer, algumas inclusões irão demorar mais. O Exemplo 4 ilustra como calculamos a ordem p de uma árvore-B armazenada em disco.

Exemplo 4: Suponha que o campo de busca seja de tamanho V = 9 bytes, o tamanho do bloco de disco seja B = 512 bytes, um ponteiro de registro (de dados) seja P_r = 7 bytes, e um ponteiro de bloco seja P = 6 bytes. Cada nó da árvore-B possui *no máximo* p ponteiros de árvore, p – 1 ponteiros de dados e p – 1 valores de campo-chave de busca (Figura 14.10a), que devem caber em um único bloco de disco se cada nó da árvore-B corresponder a um bloco de disco. Por isso devemos ter:

$(p * P) + ((p - 1) * (P_r + V)) \leq B$
$(p * 6) + ((p - 1) * (7 + 9)) \leq 512$
$(22 * p) \leq 528$

Podemos escolher p de forma que seja um valor grande, tal que satisfaça a desigualdade acima, que dá p = 23 (p = 24 não é escolhido por causa das razões expostas a seguir).

Em geral, um nó de árvore-B pode conter informação adicional necessária para os algoritmos que manipulam a árvore, tais como o número de entradas q no nó e um ponteiro para o nó pai. Por isso, antes de realizarmos o cálculo de p descrito anteriormente, devemos reduzir o tamanho do bloco pelo tamanho do espaço necessário para armazenar todas essas informações. A seguir ilustramos como calcular o número de blocos e de níveis para uma árvore-B.

Exemplo 5: Suponha que o campo de busca do Exemplo 4 não seja o campo-chave de classificação e que construímos uma árvore-B neste campo. Suponha que cada nó da árvore-B está com 69% de sua capacidade preenchida. Cada nó, em média, terá p * 0,69 = 23 * 0,69, ou aproximadamente 16 ponteiros e, por isso, 15 valores de campo-chave de busca. O ***fan-out* médio** fo = 16. Podemos começar pela raiz e verificar quantos valores e ponteiros podem existir, em média, em cada nível subseqüente:

Raiz:	1 nó	15 entradas	16 ponteiros
Nível 1:	16 nós	240 entradas	256 ponteiros
Nível 2:	256 nós	3.840 entradas	4.096 ponteiros
Nível 3:	4.096 nós	61.440 entradas	

Em cada nível, calculamos o número de entradas multiplicando o número total de ponteiros do nível anterior por 15, o número médio de entradas em cada nó. Por isso, para o tamanho de bloco, tamanho de ponteiro e tamanho de campo-chave de busca dados, uma árvore-B de dois níveis possui, em média, 3.840 + 240 + 15 = 4.095 entradas; uma árvore-B de três níveis possui, em média, 65.535 entradas.

Algumas vezes as árvores-B são utilizadas como organizações primárias de arquivo. Nesse caso, todos os registros são armazenados dentro dos nós da árvore-B em vez de apenas as entradas <chave de busca, ponteiro de registro>. Isso funciona bem para arquivos com um *número* relativamente *pequeno de registros*, e um *pequeno tamanho de registro*. Caso contrário, o *fan-out* e o número de níveis se tornam muito grandes para permitir um acesso eficiente.

Em resumo, as árvores-B fornecem uma estrutura de acesso multinível, que é uma estrutura de árvore balanceada na qual cada nó está pelo menos preenchido até a metade de sua capacidade. Cada nó em uma árvore-B de ordem p pode ter no máximo p – 1 valores de busca.

14.3.2 Árvores-B^+

A maioria das implementações de índice multinível usa uma variação da estrutura de dados de árvore-B chamada **árvore-B^+**. Em uma árvore-B, cada valor do campo de busca aparece uma vez em algum nível da árvore, com um ponteiro de dados. Em uma árvore-B^+ os ponteiros de dados são armazenados *apenas nos nós folhas* da árvore, por isso a estrutura dos nós folhas difere da estrutura dos nós internos. Os nós folhas têm uma entrada para *cada* valor do campo de busca, com um ponteiro de dados para o registro (ou para o bloco que contém o registro), se o campo de busca for um campo-chave. Para um campo de busca que não seja um campo-chave, o ponteiro aponta para o bloco que contém ponteiros para os registros do arquivo de dados, criando um nível adicional indireto.

Os nós folhas de uma árvore-B^+ são geralmente ligados entre si para proporcionar acesso ordenado aos registros a partir do campo de busca. Esses nós folhas são similares ao primeiro nível (base) de um índice. Os nós internos de uma árvore-B^+ correspondem aos outros níveis de um índice multinível. Alguns valores do campo de busca dos nós folhas são *repetidos* nos nós internos da árvore-B^+ a fim de guiar a busca. A estrutura dos *nós internos* de uma árvore-B^+ de ordem p (Figura 14.11a) é a seguinte:

1. Cada nó interno é da forma:

   $<P_1, K_1, P_2, K_2, \ldots, P_{q-1}, K_{q-1}, P_q>$

   onde $q \leq p$ e cada P_i é um **ponteiro de árvore**.
2. Dentro de cada nó interno, $K_1 < K_2 < \ldots < K_{q-1}$.
3. Para todos os valores X do campo de busca na subárvore apontada por P_i, temos: $K_{i-1} < X \leq K_i$ para $1 < i < q$; $X \leq K_i$ para $i = 1$; e $K_{i-1} < X$ para $i = q$ (Figura 14.11a).[9]

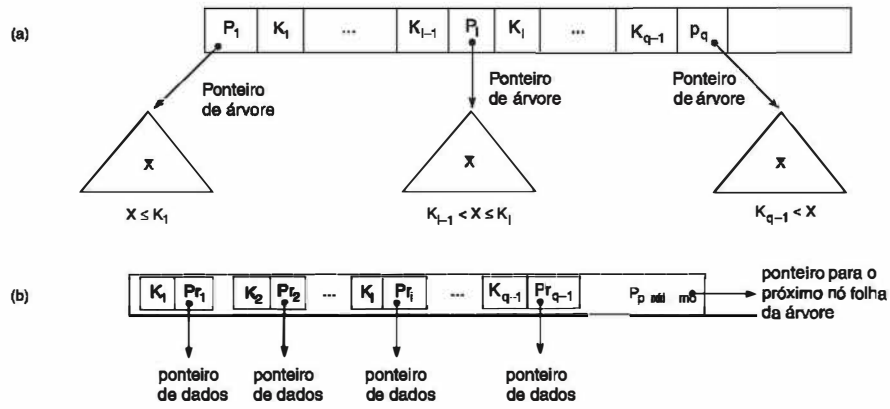


FIGURA 14.11 Os nós de uma árvore-B^+. (a) Nó interno de uma árvore-B^+ com q – 1 valores de busca. (b) Nó folha de uma árvore-B^+ com q – 1 valores de busca e q – 1 ponteiros de dados.

4. Cada nó interno possui no máximo p ponteiros de árvore.
5. Cada nó interno possui pelo menos $\lceil (p/2) \rceil$ ponteiros de árvore. O nó raiz possui pelo menos dois ponteiros de árvore se ele é um nó interno.
6. Um nó interno com q ponteiros, $q \leq p$, possui q – 1 valores de campo de busca.

A estrutura dos *nós folhas* de uma árvore-B^+ de ordem p (Figura 14.11b) é a seguinte:

1. Cada nó folha é da forma:

   $<<K_1, Pr_1>, <K_2, Pr_2>, \ldots, <K_{q-1}, Pr_{q-1}>, P_{próximo}>$

   onde $q \leq p$, cada Pr_i é um ponteiro de dados, e $P_{próximo}$ aponta para o próximo *nó folha* da árvore-B^+.
2. Dentro de cada nó folha, $K_1 < K_2 < \ldots < K_{q-1}$, $q \leq p$.
3. Cada Pr_i é um **ponteiro de dados** que aponta para o registro cujo valor de campo de busca é K_i, ou para um bloco do arquivo que contenha o registro (ou para um bloco de ponteiros de registro que apontam para os registros cujo valor de campo de busca é K_i se o campo de busca não é uma chave).
4. Cada nó folha possui pelo menos $\lceil (p/2) \rceil$ valores.
5. Todos os nós folhas estão no mesmo nível.

Os ponteiros dos nós internos são *ponteiros de árvore* para os blocos que são nós de árvore, enquanto os ponteiros dos nós folhas são *ponteiros de dados* para os registros ou blocos do arquivo de dados — exceto o ponteiro $P_{próximo}$, que é um ponteiro de

9 Nossa definição segue a de Knuth (1973). Pode-se definir de maneira diferente uma árvore-B^+ trocando os símbolos $<$ e $\leq$ ($K_{i-1} \leq X < K_i$; $X < K_i$; $K_{q-1} \leq X$), mas os princípios continuam os mesmos.

árvore para o próximo nó folha. Iniciando no nó folha mais à esquerda, é possível percorrer os nós folhas tal como em uma lista encadeada, usando os ponteiros $P_{próximo}$. Isso proporciona um acesso ordenado aos registros de dados no campo de indexação. Um ponteiro $P_{anterior}$ também pode ser incluído. Para uma árvore-B^+ de um campo que não seja campo-chave, um nível adicional, indireto, similar ao mostrado na Figura 14.5, é necessário, assim, os ponteiros Pr são ponteiros de bloco para os blocos que contenham um conjunto de ponteiros de registros para os verdadeiros registros do arquivo de dados, conforme discutido na Opção 3 da Seção 14.1.3.

Como as entradas dos *nós internos* de uma árvore-B^+ incluem valores de busca e ponteiros de árvore e não têm ponteiros de dados, mais entradas podem ser agrupadas em um nó interno de uma árvore-B^+ que em uma árvore-B similar. Assim, para o mesmo tamanho de bloco (nó), a ordem p será maior na árvore-B^+ que na árvore-B, conforme ilustra o Exemplo 6. Isso pode levar a menos níveis na árvore-B^+, melhorando o tempo de busca. Como as estruturas dos nós internos e dos nós folhas de uma árvore-B^+ são diferentes, a ordem p pode ser diferente. Usaremos p para denotar a ordem dos *nós internos* e p_{folha} para denotar a ordem dos *nós folhas*, que definimos como sendo o número máximo de ponteiros de dados em um nó folha.

Exemplo 6: Para calcular a ordem p de uma árvore-B^+, suponha que o campo-chave de busca tenha o tamanho V = 9 bytes, que o tamanho do bloco seja B = 512 bytes, que um ponteiro de registro tenha o tamanho P_r = 7 bytes, e que um ponteiro de bloco tenha o tamanho P = 6 bytes, tal como no Exemplo 4. Um nó interno da árvore-B^+ pode ter até p ponteiros de árvore e p – 1 valores de campo de busca; estes devem caber em um único bloco. Por isso, temos:

$(p * P) + ((p - 1) * V) \leq B$
$(p * 6) + ((p - 1) * 9) \leq 512$
$(15 * p) \leq 521$

Podemos escolher p de forma que seja o maior valor que satisfaça a desigualdade acima, o que dá p = 34. Ele é maior que o valor 23 da árvore-B, resultando em um *fan-out* maior e em mais entradas em cada nó interno de uma árvore-B^+ que na árvore-B correspondente. Os nós folhas da árvore-B^+ terão o mesmo número de valores e ponteiros, exceto pelo fato de os ponteiros serem ponteiros de dados e um ponteiro para o próximo. Por isso, a ordem p_{folha} para os ponteiros folhas pode ser calculada da seguinte forma:

$(p_{folha} * (P_r + V)) + P \leq B$
$(p_{folha} * (7 + 9)) + 6 \leq 512$
$(16 * p_{folha}) \leq 506$

Segue que cada nó folha pode ter até p_{folha} = 31 combinações de valores de chave/ponteiros de dados, supondo que os ponteiros de dados são ponteiros de registro.

Da mesma forma, na árvore-B, podemos necessitar de informação adicional — para implementar os algoritmos de inclusão e exclusão — em cada nó. Essas informações podem incluir o tipo do nó (interno ou folha), o número q de entradas atuais no nó e ponteiros para os nós pai e irmãos. Por isso, antes de realizarmos os cálculos acima para p e para p_{folha}, devemos reduzir o tamanho do bloco pelo tamanho do espaço necessário para todas essas informações. O próximo exemplo ilustra como podemos calcular o número de entradas em uma árvore-B^+.

Exemplo 7: Suponha que construímos uma árvore-B^+ para o campo do Exemplo 6. Para calcular o número aproximado de entradas da árvore-B^+, supomos que cada nó da árvore-B^+ está com 69% de sua capacidade preenchida. Em média, cada nó interno terá 34 * 0,69 ou aproximadamente 23 ponteiros, e por isso, 22 valores. Cada nó folha, em média, terá 0,69 * p_{folha} = 0,69 * 31 ou aproximadamente 21 ponteiros de registros de dados. Uma árvore-B^+ terá os seguintes números médios de entradas em cada nível:

Raiz:	1 nó	22 entradas	23 ponteiros
Nível 1:	23 nós	506 entradas	529 ponteiros
Nível 2:	529 nós	11.638 entradas	12.167 ponteiros
Nível folha:	12.167 nós	255.507 entradas	

Para os tamanhos de bloco, de ponteiro e de campo de busca dados acima, uma árvore-B^+ de três níveis mantém, em média, até 255.507 ponteiros de registro. Compare esse resultado com as 65.535 entradas da árvore-B correspondentes do Exemplo 5.

Busca, Inclusão e Exclusão com Árvores-B^+. O Algoritmo 14.2 esboça o procedimento de busca por um registro utilizando a árvore-B^+ como estrutura de acesso. O Algoritmo 14.3 ilustra o procedimento para a inclusão de um registro

em um arquivo com uma estrutura de acesso de árvore-B$^+$. Esses algoritmos supõem a existência de um campo-chave de busca, e eles devem ser modificados adequadamente para o caso de a árvore-B$^+$ ser baseada em um campo que não é chave. Ilustraremos a inclusão e a exclusão com um exemplo.

Algoritmo 14.2: Busca por um registro com valor K no campo-chave de busca usando uma árvore-B$^+$.

```
n ← bloco contendo o nó raiz da árvore-B+;
ler o bloco n;
while (n não é um nó folha da árvore-B+) do
   begin
   q ← número de ponteiros de árvore do nó n;
   if K # n.K1 (* n.Ki se refere ao i-ésimo valor de campo de busca do nó n *)
    then n ← n.P1 (* n.Pi se refere ao i-ésimo ponteiro de árvore do nó n *)
    else if K > n.Kq-1
     then n ← n.Pq
        else begin
     buscar, no nó n, uma entrada i tal que n.Ki-1 < K # n.Ki;
     n ← n.Pi;
     end;
   ler bloco n
   end;
buscar, no bloco n, uma entrada (Ki, Pri) com K = Ki; (* buscar nó folha *)
if encontrado
   then ler o bloco do arquivo de dados cujo endereço é Pri e recuperar o registro
      else registro com valor de campo de busca K não está no arquivo de dados;
```

Algoritmo 14.3: Inclusão de um registro com valor K no campo chave de busca em uma árvore-B$^+$ de ordem p.

```
n ← bloco contendo o nó raiz da árvore-B+;
ler o bloco n; inicializar a pilha S vazia;
while (n não é um nó folha da árvore-B+) do
   begin
   push (incluir) o endereço de n na pilha S;
     (* a pilha S mantém os nós pais que são necessários no caso de uma divisão *)
   q ← número de ponteiros de árvore do nó n;
   if K # n.K1 (* n.Ki se refere ao i-ésimo valor de campo de busca do nó n *)
    then n ← n.P1 (* n.Pi se refere ao i-ésimo ponteiro de árvore do nó n *)
    else if K > n.Kq-1
         then n ← n.Pq
         else begin
         buscar, no nó n, uma entrada i tal que n.Ki-1 < K # n.Ki;
         n ← n.Pi;
         end;
    ler o bloco n
  end;
buscar, no bloco n, uma entrada (Ki, Pri) com K = Ki; (* buscar nó folha n *)
if encontrado
   then registro já está no arquivo – não pode ser incluído
   else (* incluir entrada na árvore-B+ para apontar para o registro *)
   begin
   criar entrada (K, Pr) onde Pr aponta para o novo registro;
   if o nó folha n não está cheio
   then incluir entrada (K, Pr) na posição correta no nó n
   else
   begin (* nó folha n está cheio com pfolha ponteiros de registros – é dividido *)
   copiar n em temp (* temp é um nó folha com mais espaço para manter uma entrada adicional *)
   incluir entrada (K, Pr) na posição correta em temp;
       (* temp agora tem pfolha + 1 entradas da forma (Ki, Pri) *)
   novo ← uma nova entrada de nó folha da árvore; novo.Pproximo ← n.Pproximo;
```

```
      j ← ⌈(p_folha + 1)/2⌉ ;
      n ← as primeiras j entradas de temp (até a entrada (K_j, Pr_j)); n.P_próximo ← novo;
      novo ← as entradas restantes de temp; K ← K_j;
   (* agora devemos transferir (K, novo) e incluir no nó pai interno
      – entretanto, se o pai estiver cheio, a divisão deve se propagar *)
      terminou ← falso;
      repeat
      if pilha S está vazia
         then (* não há nó pai – novo nó raiz é criado para a árvore *)
         begin
         raiz ← um novo nó interno da árvore, vazio;
         raiz ← <n, K, novo>; terminou ← verdadeiro;
      end
      else
         begin
      n ← pop (excluir) da pilha S;
      if nó interno n não está cheio
         then
         begin (* nó pai não está cheio – não dividir *)
            incluir (K, novo) na posição correta no nó interno n;
      terminou ← verdadeiro
      end
      else
            begin (* nó interno n está cheio com p ponteiros de árvore – é dividido *)
         copiar n em temp (* temp é um nó interno com mais espaço *);
         incluir (k, novo) na posição correta em temp;
            (* temp agora possui p+1 ponteiros de árvore *)
      novo ← um novo nó interno da árvore, vazio;
      j ← ⌊((p + 1)/2)⌋ ;
      n ← entradas de temp até o ponteiro de árvore P_j;
            (* n contém <P_1, K_1, P_2, K_2, ..., P_j-1, K_j-1, P_j> *)
      novo ← entradas de temp a partir do ponteiro de árvore P_j+1;
         (* novo contém <P_j+1, K_j+1, ..., K_p-1, P_p, K_p, P_p+1> *)
      K ← K_j;
        (* agora devemos transferir (K, novo) e incluir no nó pai interno *)
      end
    end
   until terminou
      end;
   end;
```

A Figura 14.12 ilustra a inclusão de registros em uma árvore-B$^+$ de ordem p = 3 e p_{folha} = 2. Primeiro, observamos que a raiz é o único nó na árvore, assim ela também é um nó folha. Assim que mais de um nível for criado, a árvore é dividida em nós internos e nós folhas. Observe que *todo valor de chave deve existir em um nível folha*, porque todos os ponteiros de dados estão no nível folha. Entretanto, apenas alguns valores existem nos nós internos para guiar a busca. Observe também que todo valor que aparece em um nó interno também aparece como *o valor mais à direita* em um nível folha de uma subárvore apontada pelo ponteiro de árvore à esquerda do valor.

Quando um *nó folha* está completo e uma nova entrada é incluída nele, ocorre um ***overflow*** no nó, e ele deve ser dividido. As primeiras $j = \lceil((p_{folha} + 1)/2)\rceil$ entradas no nó original são mantidas lá, e as entradas restantes são transferidas para um novo nó folha. O *j-ésimo* valor de busca é replicado no nó pai interno, e um ponteiro adicional para o novo nó é criado no pai. Estes devem ser incluídos no nó pai em suas seqüências corretas. Se o nó pai interno estiver completo, o novo valor também lhe causará um *overflow*, assim ele deverá ser dividido. As entradas no nó interno até P_j — o *j-ésimo* ponteiro de árvore após a inclusão do novo valor e ponteiro, onde $j = \lfloor((p + 1)/2)\rfloor$ — são mantidas, enquanto o *j-ésimo* valor de busca é *transferido* para o pai, não replicado. Um nó interno novo irá conter as entradas a partir de P_{j+1} até o final das entradas no nó (Algoritmo 14.3). Essa divisão pode ser propagada para cima até criar um novo nó raiz e um novo nível na árvore-B$^+$.

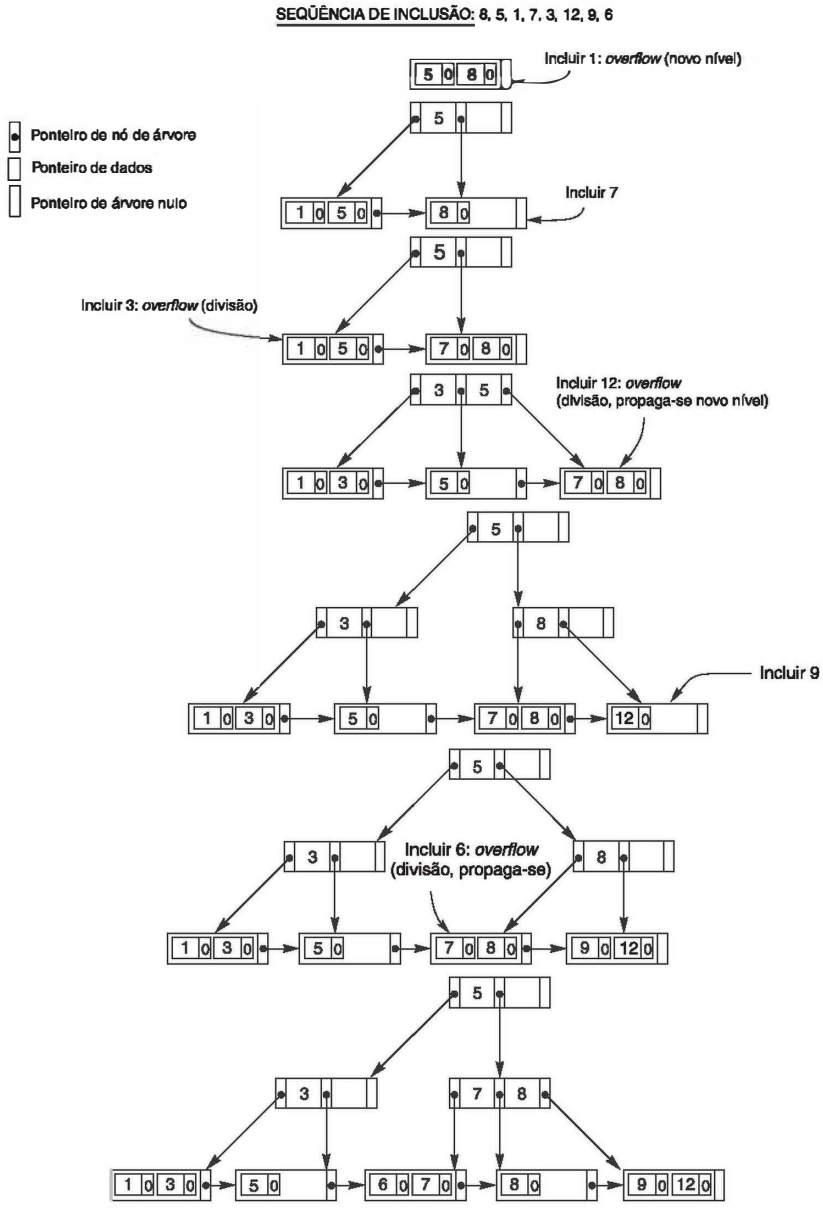


FIGURA 14.12 Um exemplo de inclusão em uma árvore-B* de ordem p = 3 e $p_{folha} = 2$.

A Figura 14.13 ilustra uma exclusão em uma árvore-B*. Quando uma entrada é excluída, ela sempre é removida do nível folha. Se acontecer de a entrada ocorrer em um nó interno, ela também deverá ser removida de lá. No último caso, o valor à sua esquerda no nó folha deve substituí-la no nó interno, porque aquele valor é agora a entrada mais à direita na subárvore. A exclusão pode causar ***underflow*** ao reduzir o número de entradas no nó folha abaixo do número mínimo exigido. Nesse caso, tentamos encontrar um nó folha **irmão** — um nó folha imediatamente à esquerda ou à direita do nó com *underflow* — e **redistribuímos** as entradas entre o nó e seu irmão, de forma que ambos estejam pelo menos preenchidos até a metade de sua capacidade; caso contrário, o nó é fundido (*merged*) aos seus irmãos, e o número de nós folhas é reduzido. Um método comum

é tentar redistribuir as entradas com o irmão à esquerda; se não for possível, é feita uma tentativa de redistribuir com o irmão à direita. Se isso também não for possível, os três nós são fundidos (*merged*) em dois nós folha. Nesse caso, o *underflow* pode ser propagado para os nós **internos** porque são necessários um ponteiro de árvore e um valor de busca a menos. Isso pode se propagar e reduzir os três níveis.

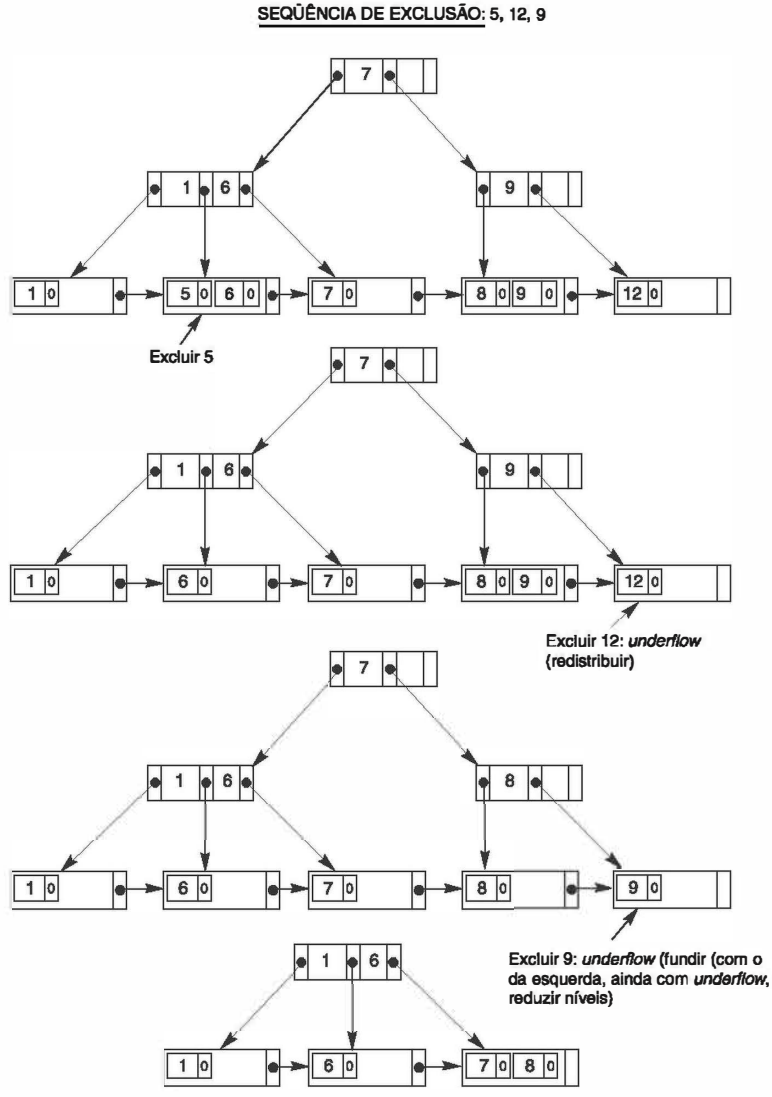


FIGURA 14.13 Um exemplo de exclusão em uma árvore-B$^+$.

Observe que a implementação dos algoritmos de inclusão e exclusão pode exigir ponteiros para o pai e para os irmãos em cada nó, ou o uso de uma pilha como no Algoritmo 14.3. Cada nó também deve incluir o número de entradas que existem nele e seu tipo (interno ou folha). Uma outra alternativa é implementar a inclusão e a exclusão como procedimentos recursivos.

Variações de árvores-B e árvores-B$^+$. Para concluir esta seção, mencionamos brevemente algumas variações de árvore-B e árvore-B$^+$. Em alguns casos, a condição 5 da árvore-B (ou da árvore-B$^+$), que exige que cada nó esteja com pelo

menos metade de sua capacidade preenchida, pode ser alterada para exigir que cada nó esteja com pelo menos dois terços de sua capacidade preenchida. Nesse caso, a árvore-B é chamada **árvore-B*** (***B*-tree***). Em geral, alguns sistemas permitem que o usuário escolha um **fator de preenchimento** entre 0,5 e 1,0, no qual o último significa que os nós da árvore-B (índice) estão completamente preenchidos. Também é possível especificar dois fatores de preenchimento para uma árvore-B^+: um para o nível folha e um para os nós internos da árvore. Quando se inicia a construção do índice, cada nó é preenchido até aproximadamente os fatores de preenchimento especificados. Recentemente, pesquisadores têm sugerido relaxar a exigência de que um nó esteja com a metade de sua capacidade preenchida e, em vez disso, permitir que um nó se torne totalmente vazio antes de realizar a fusão (*merging*), a fim de simplificar o algoritmo de exclusão. Estudos de simulação mostram que isso não desperdiça muito espaço adicional sob inclusões e exclusões aleatoriamente distribuídas.

14.4 Índices em Chaves Múltiplas

Até aqui fizemos a suposição de que as chaves primárias ou secundárias, nas quais os arquivos foram acessados, eram atributos (campos) únicos. Em muitos pedidos de recuperação e atualização, atributos múltiplos estão envolvidos. Se uma certa combinação de atributos for utilizada muito freqüentemente, será vantajoso definir uma estrutura de acesso que forneça acesso eficiente por meio de um valor-chave, que é uma combinação daqueles atributos.

Por exemplo, considere o arquivo EMPREGADO contendo os atributos NRD (número do departamento), IDADE, RUA, CODIGOPOSTAL, SALARIO e CODIGO_HABILIDADE, mais a chave SSN (número de seguro social). Considere a consulta: 'Liste os empregados do departamento de número 4 cuja idade é 59'. Observe que ambos NRD e IDADE não são atributos-chave, o que significa que um valor de busca para qualquer um deles irá apontar múltiplos registros. As seguintes estratégias de busca alternativas podem ser consideradas:

1. Supondo que NRD tenha um índice, mas IDADE não, acesse os registros que têm NRD = 4 utilizando o índice, e então selecione entre eles aqueles registros que satisfaçam IDADE = 59.
2. De maneira alternativa, se IDADE é indexada, mas NRD não é, acesse os registros que têm IDADE = 59 utilizando o índice, e então selecione entre eles aqueles registros que satisfaçam NRD = 4.
3. Se os índices foram criados para ambos NRD e IDADE, ambos os índices podem ser usados; cada índice fornece um conjunto de registros ou um conjunto de ponteiros (para blocos ou registros). A interseção desses conjuntos de registros ou de ponteiros resulta naqueles registros que satisfazem ambas as condições, na localização daqueles registros que satisfazem ambas as condições ou nos blocos nos quais os registros satisfazem ambas as condições.

No final, todas essas alternativas dão o resultado correto. Entretanto, se um conjunto de registros que satisfazem cada condição (NRD = 4 e IDADE = 59) individualmente for grande, embora apenas alguns registros satisfaçam a condição composta, então nenhuma das técnicas acima será muito eficiente para o referido pedido de busca. Existe um número de possibilidades para tratar a combinação <NRD, IDADE> ou <IDADE, NRD> como uma chave de busca feita de múltiplos atributos. Esboçamos brevemente essas técnicas abaixo. Referimo-nos às chaves contendo múltiplos atributos, como **chaves compostas**.

14.4.1 Índices Ordenados em Atributos Múltiplos

Toda a discussão neste capítulo até aqui ainda se aplica se criarmos um índice em um campo-chave de busca que seja uma combinação de <NRD, IDADE>. A chave de busca é um par de valores <4, 59> no exemplo acima. Em geral, se um índice for criado nos atributos $<A_1, A_2, \ldots, A_n>$, os valores de chave de busca serão tuplas com n valores: $<v_1, v_2, \ldots, v_n>$.

Uma classificação lexicográfica desses valores de tuplas estabelece uma ordem nesta chave de busca composta. Em nosso exemplo, todas as chaves de departamento para o departamento de número 3 precedem aquelas do departamento 4. Assim, <3, n> precede <4, m> para quaisquer valores de m e n. A classificação ascendente das chaves para NRD = 4 seria <4, 18>, <4, 19>, <4, 20>, e assim por diante. A classificação lexicográfica funciona de maneira similar à classificação de cadeias de caracteres. Um índice, em uma chave composta de n atributos, funciona de maneira similar a qualquer índice visto neste capítulo até aqui.

14.4.2 *Hashing* Particionado

O *hashing* particionado é uma extensão do *hashing* estático externo (Seção 13.8.2), que possibilita o acesso baseado em múltiplas chaves. Ele é adequado apenas para comparações de igualdade; consultas de faixas (*range queries*) não são tratadas. No *hashing* particionado, para uma chave que consiste de n componentes, a função *hash* é projetada para produzir um resultado

com n endereços *hash* separados. O endereço de *bucket* é uma concatenação desses n endereços. Então é possível buscar uma chave de busca composta solicitada, procurando nos *buckets* apropriados que coincidem com as partes do endereço nas quais estamos interessados.

Por exemplo, considere a chave de busca composta <NRD, IDADE>. Se NRD e IDADE são levados a endereços *hash* de 3 bits e de 5 bits, respectivamente, obteremos um endereço de *bucket* de 8 bits. Suponha que NRD = 4 tenha o endereço *hash* '100', e que IDADE = 59 tenha o endereço *hash* '10101'. Então, para buscar pelo valor de busca composto, NRD = 4 e IDADE = 59, deve-se ir ao endereço de *bucket* 100 10101; para buscar todos os empregados com IDADE = 59, serão buscados todos os *buckets* (oito deles) cujos endereços são '000 10101', '001 10101', . . . etc. Uma vantagem do *hashing* particionado é que ele pode ser facilmente estendido para qualquer número de atributos. O endereço de *bucket* pode ser projetado de forma que os bits de ordem alta no endereço correspondam aos atributos mais freqüentemente acessados. Além disso, nenhuma estrutura de acesso separada precisa ser mantida para os atributos individuais. A principal desvantagem do *hashing* particionado é que ele não pode tratar consultas de faixas (*range queries*) em quaisquer dos atributos que o compõem.

14.4.3 Arquivos *Grid*

Outra alternativa é organizar o arquivo EMPREGADO como um arquivo *grid*. Se desejarmos acessar um segundo arquivo de duas chaves, digamos NRD e IDADE, tal como em nosso exemplo, podemos construir uma matriz com uma escala linear (ou dimensão) para cada um dos atributos de busca. A Figura 14.4 mostra uma matriz para o arquivo EMPREGADO com uma escala linear para NRD e outra para o atributo IDADE. As escalas são definidas de forma que seja obtida uma distribuição uniforme daquele atributo. Assim, em nosso exemplo, mostramos que a escala linear para NRD tem NRD = 1, 2 combinados como o valor 0 na escala, enquanto NRD = 5 corresponde ao valor 2 da escala. De maneira similar, IDADE é dividida em uma escala de 0 a 5 por meio do agrupamento de idades, de forma que os empregados sejam distribuídos uniformemente segundo a idade. A matriz mostrada para esse arquivo possui um total de 36 células. Cada célula aponta para algum endereço de *bucket*, no qual os registros correspondentes àquela célula estão armazenados. A Figura 14.4 também mostra a atribuição de células aos *buckets* (apenas parcialmente).

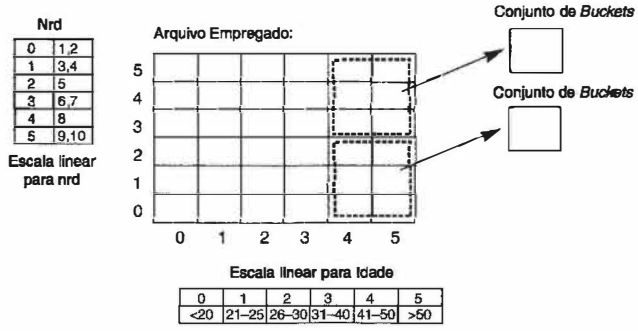


FIGURA 14.14 Exemplo de uma matriz para os atributos NRD e IDADE.

Assim, nossa solicitação por NRD = 4 e IDADE = 59 mapeia a célula (1, 5) de acordo com a matriz. Os registros para essa combinação serão encontrados no *bucket* correspondente. Esse método é particularmente útil para consultas de faixas (*range queries*) que mapeariam um conjunto de células correspondendo a um grupo de valores ao longo das escalas lineares. Teoricamente, o conceito de arquivo *grid* pode ser aplicado a qualquer número de chaves de busca. Para n chaves de busca, a matriz deve possuir n dimensões. Assim, a matriz permite a partição do arquivo ao longo das dimensões dos atributos-chave de busca e fornece um acesso por meio da combinação de valores naquelas dimensões. Os arquivos *grid* têm um bom desempenho relacionado à redução do tempo para acesso em múltiplas chaves. Entretanto, eles representam uma sobrecarga de espaço relacionado à estrutura de matriz. Além disso, com arquivos dinâmicos, a reorganização freqüente do arquivo aumenta o custo de manutenção.[10]

10 Algoritmos de inclusão/exclusão para arquivos *grid* podem ser encontrados em Nievergelt (1984).

14.5 Outros Tipos de Índices

14.5.1 O Uso de *Hashing* e Outras Estruturas de Dados como Índices

Também é possível criar estruturas de acesso, similares aos índices, que são baseadas em *hashing*. As entradas de índice <K, Pr> (ou <K, P>) podem ser organizadas como um arquivo *hash* dinamicamente extensível, utilizando uma das técnicas descritas na Seção 13.8.3; a busca por uma entrada usa o algoritmo de busca para *hash* baseado em *K*. Uma vez que uma entrada é encontrada, o ponteiro Pr (ou P) é utilizado para localizar o registro correspondente no arquivo de dados. Outras estruturas de busca também podem ser utilizadas como índices.

14.5.2 Comparação entre Índices Lógicos e Físicos

Até aqui, supomos que as entradas de índice <K, Pr> (ou <K, P>) sempre incluem um ponteiro físico Pr (ou P), que especifica o endereço físico do registro no disco por meio de um número de bloco e um deslocamento. Isso, às vezes, é chamado **endereço físico** e tem a desvantagem de o ponteiro ser alterado se o registro for transferido para uma outra localização no disco. Por exemplo, suponha que uma organização primária de arquivo é baseada em *hashing* linear ou em *hashing* extensível; então, cada vez que um *bucket* for dividido, alguns registros são alocados em novos *buckets* e, por isso, possuem novos endereços físicos. Se havia um índice secundário para o arquivo, os ponteiros para aqueles registros deveriam ser encontrados e atualizados — o que é uma tarefa difícil.

Para melhorar essa situação, podemos usar uma estrutura chamada **índice lógico**, cujas entradas de índice são da forma <K, K_p>. Cada entrada possui um valor K para o campo de indexação secundária correspondente ao valor K_p do campo usado na organização primária do arquivo. Por meio de uma busca do valor de K no índice secundário, um programa pode localizar o valor de K_p correspondente e usá-lo para acessar o registro, com o uso da organização primária do arquivo. Assim, os índices lógicos introduzem um nível adicional, indireto, entre a estrutura de acesso e os dados. Eles são utilizados quando se espera que os endereços físicos dos registros mudem freqüentemente. O custo desse nível indireto é uma busca adicional baseada na organização primária do arquivo.

14.5.3 Discussão

Em muitos sistemas, um índice não é uma parte integral do arquivo de dados, mas pode ser criado e descartado dinamicamente. Essa é razão pela qual, com freqüência, eles são chamados *estrutura de acesso*. Sempre que esperamos acessar freqüentemente um arquivo, a partir de uma condição de busca envolvendo um campo em particular, podemos solicitar ao SGBD a criação de um índice para aquele campo. Geralmente um índice secundário é criado para evitar a classificação física dos registros do arquivo de dados no disco.

A principal vantagem dos índices secundários é que — pelo menos, teoricamente — eles podem ser criados conjuntamente com *quase toda organização primária de registro*. Por isso, um índice secundário poderia ser usado para complementar outros métodos de acesso primário, tais como ordenação ou *hashing*, ou poderia até mesmo ser usado com arquivos mistos. Para criar um índice secundário de árvore-B^+ para algum campo de um arquivo, devemos percorrer todos os registros do arquivo a fim de criar as entradas do nível folha da árvore. Essas entradas são classificadas e preenchidas de acordo com um fator de preenchimento específico; simultaneamente, outros níveis do índice são criados. É mais dispendioso e muito mais difícil criar índices primários e índices *clustering* dinamicamente, porque os registros do arquivo de dados devem ser classificados fisicamente no disco na ordem do campo de indexação. Entretanto, alguns sistemas permitem que os usuários criem esses índices dinamicamente em seus arquivos, por meio da classificação do arquivo, durante a criação do índice.

É comum usar um índice para garantir a *restrição de chave* em um atributo. Enquanto é realizada a busca no índice para incluir um novo registro, pode-se verificar, ao mesmo tempo, se um outro registro do arquivo — daí o porquê da árvore de índice — possui o mesmo valor de atributo-chave do novo registro. Em caso afirmativo, a inclusão pode ser rejeitada.

Um arquivo que possui um índice secundário para cada um dos seus campos é freqüentemente chamado **arquivo completamente invertido**. Como todos os índices são secundários, novos registros são incluídos ao final do arquivo, portanto, o arquivo de dados, propriamente, é um arquivo desordenado (*heap*). Geralmente, os índices são implementados como árvores-B^+, assim, eles são atualizados dinamicamente para refletir a inclusão ou a exclusão de registros. Alguns SGBDs comerciais, como o ADABAS da *Software* AG, usam esse método em larga escala.

Fizemos referência à popular organização de arquivo da IBM chamada ISAM na Seção 14.2. Um outro método da IBM, o ***Virtual Storage Access Method*** (VSAM — Método de Acesso de Armazenamento Virtual), é, de certo modo, similar à estrutura de acesso da árvore-B^+.

14.6 RESUMO

Neste capítulo apresentamos organizações de arquivo que envolvem estruturas de acesso adicionais, chamadas índices, para aumentar a eficiência da recuperação de registros de um arquivo de dados. Essas estruturas de acesso podem ser usadas *em conjunto com* as organizações primárias de arquivo discutidas no Capítulo 13, que são utilizadas para organizar os próprios registros no arquivo no disco.

Três tipos de índices em nível único foram apresentados: (1) primário, (2) *clustering* e (3) secundário. Cada índice é especificado em um campo do arquivo. Os índices primário e *clustering* são construídos no campo de classificação física do arquivo, enquanto os índices secundários são especificados em campos que não são os de classificação. O campo para o índice primário também deve ser uma chave do arquivo, enquanto para o índice *clustering* não deve ser um campo-chave. Um índice, em nível único, é um arquivo ordenado e é pesquisado por meio do uso de uma busca binária. Mostramos como índices multiníveis podem ser construídos para melhorar a eficiência da busca em um índice.

Depois, mostramos como os índices multiníveis podem ser implementados como árvores-B e árvores-B^+, as quais são estruturas dinâmicas que permitem que um índice se expanda e encolha dinamicamente. Os nós (blocos) dessas estruturas de índice são mantidos preenchidos entre a metade de sua capacidade até estarem totalmente cheios, por meio de algoritmos de inclusão e exclusão. No final, os nós se estabilizam com uma ocupação média de 69% de sua capacidade, possibilitando espaço para inclusões sem exigir a reorganização do índice na maioria das inclusões. Em geral, as árvores-B^+ podem manter mais entradas em seus nós internos que as árvores-B, assim, elas podem possuir menos níveis ou manter mais entradas que uma árvore-B correspondente.

Fornecemos uma visão geral de métodos de acesso em chaves múltiplas e mostramos como um índice pode ser construído com base em estruturas de dados *hash*. Depois introduzimos o conceito de índice lógico e o comparamos com os índices físicos que descrevemos anteriormente. Finalmente, vimos como combinações das organizações acima podem ser usadas. Por exemplo, os índices secundários são freqüentemente utilizados com arquivos mistos, bem como com arquivos desordenados e ordenados. Os índices secundários também podem ser criados em arquivos *hash* e em arquivos *hash* dinâmicos.

Questões para Revisão

14.1 Defina os seguintes termos: *campo de indexação*, *campo-chave primário*, *campo de* clustering, *campo-chave secundário*, *âncora de bloco*, *índice denso*, *índice esparso*.

14.2 Quais são as diferenças entre os índices primário, secundário e *clustering*? Como essas diferenças afetam as maneiras pelas quais esses índices são implementados? Quais desses índices são densos e quais não são?

14.3 Por que podemos ter, no máximo, um índice primário ou *clustering* em um arquivo, mas podemos ter diversos índices secundários?

14.4 Como a indexação multinível melhora a eficiência da busca em um arquivo de índice?

14.5 O que é a ordem p de uma árvore-B? Descreva a estrutura dos nós da árvore-B.

14.6 O que é a ordem p de uma árvore-B^+? Descreva a estrutura de ambos os nós internos e folhas de uma árvore-B^+.

14.7 Como uma árvore-Bse diferencia de uma árvore-B^+? Por que uma árvore-B^+ é geralmente preferida como uma estrutura de acesso a um arquivo de dados?

14.8 Explique quais as alternativas que existem para acessar arquivos baseados em chaves de busca múltiplas.

14.9 O que é *hashing* particionado? Como funciona? Quais são as suas limitações?

14.10 O que é um arquivo *grid*? Quais são suas vantagens e suas desvantagens?

14.11 Mostre um exemplo de construção de uma matriz para dois atributos de um arquivo.

14.12 O que é um arquivo completamente invertido? O que é um arquivo seqüencial indexado?

14.13 Como o *hashing* pode ser usado para construir um índice? Qual a diferença entre um índice lógico e um índice físico?

Exercícios

14.14 Considere um disco com tamanho de bloco B = 512 bytes. Um ponteiro de bloco é do tamanho P = 6 bytes, e um ponteiro de registro é do tamanho P_R = 7 bytes. Um arquivo possui r = 30.000 registros de EMPREGADO de *tamanho fixo*.

Cada registro possui os seguintes campos: NOME (30 bytes), SSN (9 bytes), CODIGODEPARTAMENTO (9 bytes), ENDERECO (40 bytes), TELEFONE (9 bytes), DATANASC (8 bytes), SEXO (1 byte), CODIGOCARGO (4 bytes), SALARIO (4 bytes, número real). Um byte adicional é usado como marcador de exclusão.

a. Calcule o tamanho de registro R em bytes.
b. Calcule o fator de divisão em blocos bfr e o número de blocos de arquivo b, supondo uma organização não-*spanned*.
c. Suponha que o arquivo é *ordenado* pelo campo-chave SSN e que queiramos construir um *índice primário* para SSN. Calcule (i) o fator de divisão em blocos do índice bfr_i (que também é o *fan-out* fo do índice); (ii) o número de entradas de índice de primeiro nível e o número de blocos de índice de primeiro nível; (iii) o número de níveis necessários se o fizermos em um índice multinível; (iv) o número total de blocos exigidos pelo índice multinível; e (v) o número de acessos a blocos necessários para buscar e recuperar um registro do arquivo — dado seu valor de SSN — utilizando o índice primário.
d. Suponha que o arquivo *não seja ordenado* pelo campo-chave SSN e que queiramos construir um *índice secundário* para SSN. Repita o exercício anterior (item c) para o índice secundário e compare com o índice primário.
e. Suponha que o arquivo *não seja ordenado* pelo campo CODIGODEPARTAMENTO, que não é campo-chave, e que queiramos construir um índice secundário para CODIGODEPARTAMENTO utilizando a Opção 3 da Seção 14.1.3, com um nível adicional indireto, que armazena ponteiros de registros. Suponha que existam mil valores distintos de CODIGODEPARTAMENTO e que os registros de EMPREGADO estejam distribuídos igualmente entre esses valores. Calcule (i) o fator de divisão em blocos do índice bfr_i (que também é o *fan-out* fo do índice); (ii) o número de blocos necessários pelo nível indireto que armazena ponteiros de registros; (iii) o número de entradas de índice de primeiro nível e o número de blocos de índice de primeiro nível; (iv) o número de níveis necessários se o fizermos em um índice multinível; (v) o número total de blocos exigidos pelo índice multinível e de blocos utilizados no nível indireto adicional; e (vi) o número aproximado de acessos a blocos necessários para buscar e recuperar todos os registros do arquivo que possuam um valor específico para CODIGODEPARTAMENTO, utilizando o índice.
f. Suponha que o arquivo *seja ordenado* pelo campo CODIGODEPARTAMENTO, que não é campo-chave, e que queiramos construir um índice *clustering* para CODIGODEPARTAMENTO que use âncoras de bloco (cada novo valor de CODIGOOEPARTAMENTO inicia um novo bloco). Suponha que existam mil valores distintos de CODIGODEPARTAMENTO e que os registros de EMPREGADO estejam distribuídos igualmente entre esses valores. Calcule (i) o fator de divisão em blocos do índice bfr_i (que também é o *fan-out* fo do índice); (ii) o número de entradas de índice de primeiro nível e o número de blocos de índice de primeiro nível; (iii) o número de níveis necessários se o fizermos em um índice multinível; (iv) o número total de blocos exigidos pelo índice multinível; e (v) o número de acessos a blocos necessários para buscar e recuperar todos os registros do arquivo que possuam um valor específico para CODIGODEPARTAMENTO, utilizando o índice *clustering* (suponha que múltiplos blocos em um *cluster* sejam adjacentes).
g. Suponha que o arquivo *não seja ordenado* pelo campo-chave SSN e que queiramos construir uma estrutura de acesso (índice) árvore-B^+ para SSN. Calcule (i) as ordens p e p_{folha} da árvore-B^+; (ii) o número de blocos de nível de folha necessários se os blocos estiverem com aproximadamente 69% de sua capacidade preenchida (arredondado para cima por conveniência); (iii) o número de níveis necessários se os nós internos também estiverem com aproximadamente 69% de sua capacidade preenchida (arredondado para cima por conveniência); (iv) o número total de blocos exigidos pela árvore-B^+; e (v) o número de acessos a blocos necessários para buscar e recuperar um registro do arquivo — dado seu valor de SSN — utilizando a árvore-B^+.
h. Repita o item g, porém, com árvore-B em vez de árvore-B^+. Compare seus resultados para a árvore-B com os da árvore-B^+.

14.15 Um arquivo de PECAS, com NUMERO_PECA como campo-chave, possui registros com os seguintes valores de NUMERO_PECA: 23, 65, 37, 60, 46, 92, 48, 71, 56, 59, 18, 21, 10, 74, 78, 15, 16, 20, 24, 28, 39, 43, 47, 50, 69, 75, 8, 49, 33, 38. Suponha que os valores do campo de busca são incluídos na ordem dada em uma árvore-B^+ de ordem p = 4 e p_{folha} = 3; mostre como a árvore irá expandir e como a árvore irá ficar no final.

14.16 Repita o Exercício 14.15, mas use uma árvore-B de ordem p = 4 em vez de uma árvore-B^+.

14.17 Suponha que os seguintes valores de campo de busca são excluídos, na ordem dada, da árvore-B^+ do Exercício 14.15; mostre como a árvore irá encolher e como a árvore irá ficar no final. Os valores excluídos são: 65, 75, 43, 18, 20, 92, 59, 37.

14.18 Repita o Exercício 14.17, mas use a árvore-B do Exercício 14.16.

14.19 O Algoritmo 14.1 esboça o procedimento para a busca em um índice primário multinível esparso para recuperar um registro de arquivo. Adapte o algoritmo para cada um dos seguintes casos:

a. Um índice secundário multinível para um campo que não é chave e que não é campo de classificação do arquivo. Suponha que a Opção 3 da Seção 14.1.3 é utilizada, na qual um nível adicional, indireto, armazena ponteiros para registros individuais com o correspondente valor de campo de indexação.
b. Um índice secundário multinível para um campo-chave, que não é campo de classificação de um arquivo.
c. Um índice *clustering* multinível para um campo de classificação, que não é campo-chave de um arquivo.

14.20 Suponha que existam diversos índices secundários para campos implementados, que não são campo-chave de um arquivo, utilizando a Opção 3 da Seção 14.1.3; por exemplo, poderíamos ter índices secundários para os campos CODIGODEPARTAMENTO, CODIGOCARGO e SALARIO do arquivo EMPREGADO do Exercício 14.14. Descreva uma maneira eficiente de buscar e recuperar os registros que satisfaçam uma condição de seleção complexa, baseada nesses campos, tais como (CODIGODEPARTAMENTO = 5 AND CODIGOCARGO = 12 AND SALARIO = 50.000), utilizando os ponteiros de registro no nível indireto.

14.21 Adapte para árvores-B os algoritmos 14.2 e 14.3, que esboçam os procedimentos de busca e de inclusão em árvores-B$^+$.

14.22 É possível modificar o algoritmo de inclusão em árvores-B$^+$ para atrasar quando um novo nível é gerado, por meio da verificação de uma possível *redistribuição* dos valores entre os nós folhas. A Figura 14.15 ilustra como isso poderia ser feito para nosso exemplo da Figura 14.12; em vez de dividir o nó folha mais à esquerda, quando 12 é incluído, fazemos uma *redistribuição à esquerda*, transferindo 7 para o nó folha à sua esquerda (se houver espaço nesse nó). A Figura 14.15 mostra como a árvore ficaria quando a redistribuição é considerada. Também é possível considerar a *redistribuição à direita*. Tente modificar o algoritmo de inclusão para árvores-B$^+$ para levar em consideração a redistribuição.

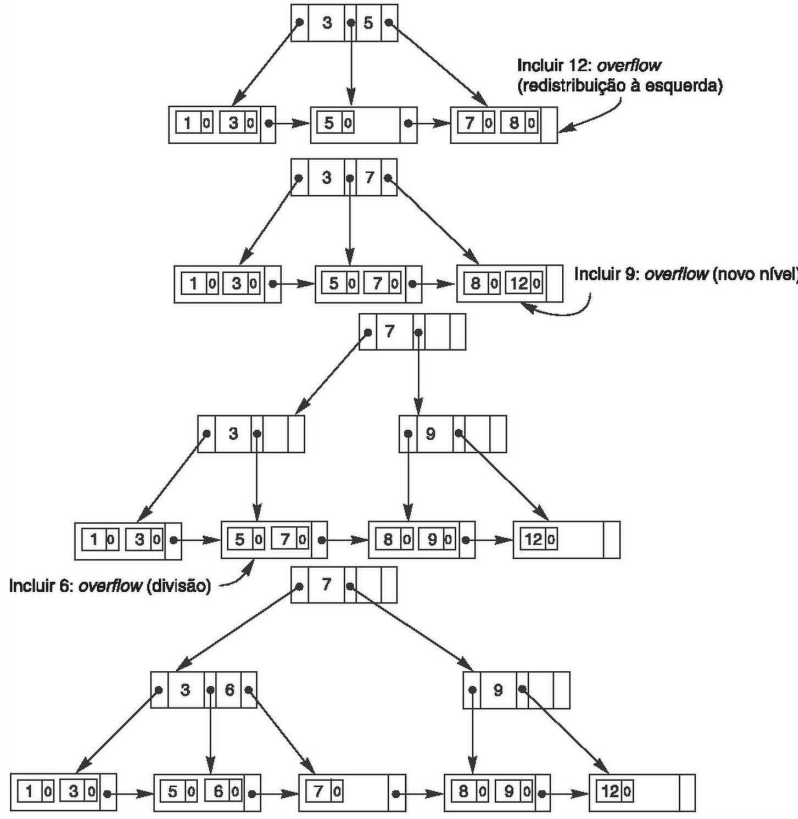


FIGURA 14.15 Inclusão em árvore-B$^+$ com redistribuição à esquerda.

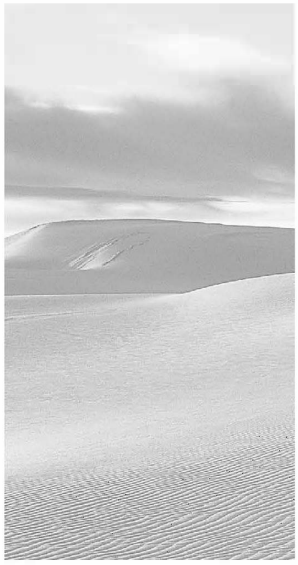
14.23 Esboce um algoritmo para a exclusão em uma árvore-B$^+$.

14.24 Repita o Exercício 14.23 para uma árvore-B.

Bibliografia Selecionada

Bayer e McCreight (1972) apresentaram as árvores-B e os algoritmos associados. Comer (1979) fornece um excelente levantamento sobre árvores-B e suas origens, e sobre as variações de árvores-B. Knuth (1973) possui uma análise detalhada de muitas técnicas de busca, incluindo árvores-B e algumas de suas variações. Nievergelt (1974) discute o uso de árvores de busca binária para a organização de arquivo. Livros-texto sobre estruturas de dados, entre os quais se incluem Wirth (1972), Claybrook (1983), Smith e Barnes (1987), Miller (1987) e Salzberg (1988), discutem a indexação em detalhes e podem ser consultados a respeito de algoritmos de busca, inclusão e exclusão em árvores-B e árvores-B^+. Larson (1981) analisa os arquivos seqüenciais indexados, e Held e Stonebraker (1978) comparam os índices multiníveis estáticos com os índices dinâmicos de árvore-B. Lehman e Yao (1981) e Srinivasan e Carey (1991) realizaram uma análise mais aprofundada sobre o acesso concorrente a árvores-B. Os livros de Wiederhold (1983), Smith e Barnes (1987) e Salzberg (1988), entre outros, discutem muitas das técnicas descritas neste capítulo. Os arquivos *grid* são apresentados por Nievergelt (1984). A recuperação *partial-match*, que usa *hashing* particionado, é discutida em Burkhard (1976, 1979).

Novas técnicas e aplicações dos índices e das árvores-B^+ são vistas em Lanka e Mays (1991), Zobel *et al.* (1992) e Faloutsos e Jagadish (1992). Mohan e Narang (1992) discutem a criação de índices. O desempenho de vários algoritmos de árvore-B e de árvores-B^+ são avaliados em Baeza-Yates e Larson (1989) e Johnson e Shasha (1993). O gerenciamento de *buffer* para índices é discutido em Chan *et al.* (1992).



15

Algoritmos para Processamento e Otimização de Consultas

Neste capítulo veremos as técnicas utilizadas por um SGBD para processar, otimizar e executar consultas de alto nível. Uma consulta expressa em uma linguagem de consulta de alto nível, tal como SQL, deve primeiro passar por uma análise léxica, uma análise sintática e ser validada.[1] A **análise léxica (*scanner*)** identifica os itens léxicos da linguagem — tais como as palavras-chave da SQL, nomes de atributos e nomes de relacionamentos — no texto da consulta, enquanto a **análise sintática (*parser*)** verifica a sintaxe da consulta para determinar se ela está formulada de acordo com as regras sintáticas (regras gramaticais) da linguagem de consulta. A consulta também deve ser **validada** por meio da verificação de que todos os atributos e nomes de relacionamentos são válidos, e se são nomes com significados semânticos no esquema do banco de dados específico que está sendo consultado. Então uma representação interna da consulta é criada, geralmente como uma estrutura de dados de árvore chamada **árvore de consulta**. Também é possível representar a consulta usando uma estrutura de dados gráfica chamada **grafo de consulta**. O SGBD, então, deve planejar uma **estratégia de execução** para a recuperação do resultado da consulta a partir dos arquivos no banco de dados. Em geral, uma consulta possui muitas estratégias de execução possíveis, e o processo de escolha de uma estratégia adequada para o processamento de uma consulta é chamado **otimização de consulta**.

A Figura 15.1 mostra diferentes passos do processamento de uma consulta de alto nível. O módulo **otimizador de consulta** tem a função de produzir um plano de execução, e o **gerador de código** gera o código que executa aquele plano. O **processador em tempo de execução do banco de dados** tem a função de executar o código da consulta, quer seja no modo interpretado, quer seja no modo compilado, a fim de obter o resultado da consulta. Se resultar em um erro em tempo de execução, uma mensagem de erro é gerada pelo processador em tempo de execução do banco de dados.

O termo *otimização* é, na verdade, uma denominação imprópria porque, em alguns casos, o plano de execução escolhido não é a melhor estratégia (ótima) — ela é apenas uma *estratégia razoavelmente eficiente* para a execução da consulta. Encontrar a estratégia ótima geralmente é uma tarefa que consome muito tempo, exceto para consultas mais simples, e pode exigir informações de como os arquivos são implementados e, até mesmo, do conteúdo dos arquivos — as informações podem não estar completamente disponíveis no catálogo do SGBD. Por isso, *planejamento de uma estratégia de execução* pode ser uma denominação mais adequada que *otimização de consulta*.

Para as linguagens de navegação de mais baixo nível de bancos de dados em sistemas legados — tais como as DML de rede ou as HDML hierárquicas (apêndices E e F) —, o programador deve escolher a estratégia de execução de consulta durante a escrita de um programa no banco de dados. Se um SGBD fornece apenas uma linguagem de navegação, há apenas uma *necessidade* ou *oportunidade limitada* para a otimização extensiva da consulta pelo SGBD; em vez disso, ao programador é dada a capacidade de escolher a estratégia de execução 'ótima'. Porém, uma linguagem de consulta de alto nível — como a SQL dos

1 Não discutiremos aqui a fase de análise e conferência sintática do processamento de consultas; esse conteúdo é visto em livros-texto de compiladores.

SGBDs relacionais (SGBDR) ou OQL (Capítulo 21) dos SGBDs orientados a objeto (SGBDO) — é naturalmente mais declarativa, pois especifica quais são os resultados pretendidos na consulta, em vez de identificar os detalhes de *como* os resultados devem ser obtidos. Portanto, a otimização de consultas é necessária para consultas que são especificadas em uma linguagem de consulta de alto nível.

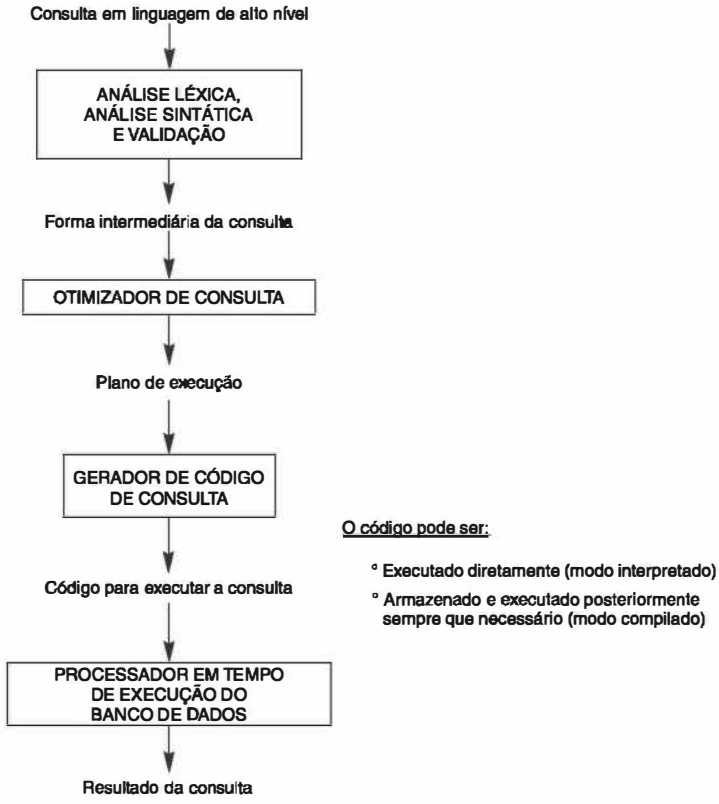


FIGURA 15.1 Passos típicos durante a execução de uma consulta de alto nível.

Iremos nos concentrar na descrição da otimização de consultas no contexto de um SGBD relacional porque muitas das técnicas que descrevemos foram adaptadas para SGBDs orientados a objeto.[2] Um SGBD relacional deve avaliar sistematicamente estratégias alternativas de execução de consulta e escolher uma estratégia ótima ou razoavelmente eficiente. De maneira geral, cada SGBD possui um número de algoritmos genéricos de acesso ao banco de dados que implementam operações relacionais, tais como SELECT ou JOIN ou combinações dessas operações. Apenas as estratégias de execução que podem ser implementadas pelos algoritmos de acesso do SGBD e que se aplicam a uma consulta específica e a um projeto de banco de dados em particular podem ser consideradas pelo módulo de otimização de consulta.

Iniciaremos na Seção 15.1 com uma discussão geral sobre como as consultas SQL são geralmente traduzidas em consultas de álgebra relacional e, então, otimizadas. Depois, analisaremos os algoritmos para a implementação das operações relacionais da Seção 15.2 até a Seção 15.6. Na seqüência, daremos uma visão geral das estratégias de otimização de consultas. Há duas técnicas principais para a implementação da otimização de consultas. A primeira é baseada em **regras heurísticas** para a ordenação das operações em uma estratégia de execução de consulta. A heurística é uma regra que funciona bem na maioria dos casos, mas não se pode garantir que funcionará em todos os casos. Em geral, as regras reordenam as operações em uma árvore de consulta. A segunda técnica envolve a **estimativa sistemática** do custo das diferentes estratégias de execução e da es-

2 Há alguns problemas e algumas técnicas de otimização de consultas pertinentes apenas aos SGBDs orientados a objeto. Entretanto, não os discutiremos aqui, uma vez que fornecemos apenas uma introdução à otimização de consultas.

colha do plano de execução com o menor custo estimado. Geralmente as duas técnicas são combinadas em um otimizador de consultas. Discutiremos a otimização heurística na Seção 15.7 e a estimativa de custo na Seção 15.8. Depois, na Seção 15.9, forneceremos uma breve visão geral dos fatores considerados durante a otimização de consultas no SGBD relacional comercial ORACLE. A Seção 15.10 apresentará o tópico de otimização semântica de consultas, na qual são utilizadas restrições conhecidas para elaborar estratégias eficientes de execução de consultas.

15.1 Traduzindo Consultas SQL para a Álgebra Relacional

Na prática, SQL é a linguagem de consulta utilizada na maioria dos SGBDs comerciais. Primeiro, uma consulta SQL é traduzida em uma expressão equivalente de álgebra relacional estendida — e é representada por uma estrutura de dados de árvore de consulta —, que, então, é otimizada. Em geral, as consultas SQL são decompostas em **blocos de consultas**, que formam as unidades básicas que podem ser traduzidas em operadores algébricos e otimizados. Um bloco de consulta contém uma única expressão SELECT-FROM-WHERE, bem como cláusulas GROUP BY e HAVING, se elas forem partes do bloco. Por isso, consultas aninhadas dentro de uma consulta são identificadas como blocos separados. Como a SQL inclui operadores de agregação — tais como MAX, MIN, SUM e COUNT —, eles devem também ser incluídos na álgebra relacional estendida, conforme vimos na Seção 6.4.

Considere a seguinte consulta SQL na relação EMPREGADO da Figura 5.5:

```
SELECT  UNOME, PNOME
FROM    EMPREGADO
WHERE   SALARIO >    (SELECT  MAX (SALARIO)
                      FROM    EMPREGADO
                      WHERE   DNO=5);
```

Essa consulta inclui uma subconsulta aninhada, por isso, seria decomposta em dois blocos. O bloco interno é

```
(SELECT    MAX (SALARIO)
 FROM      EMPREGADO
 WHERE     DNO=5)
```

e o bloco externo é

```
SELECT  UNOME, PNOME
FROM    EMPREGADO
WHERE   SALARIO > c
```

em que c representa o resultado retornado pelo bloco interno. O bloco interno poderia ser traduzido para a seguinte expressão da álgebra relacional estendida

$$\Im_{\text{MAX SALARIO}}(\sigma_{\text{DNO=5}}(\text{EMPREGADO}))$$

e o bloco externo na seguinte expressão

$$\pi_{\text{UNOME,PNOME}}(\sigma_{\text{SALARIO} > c}(\text{EMPREGADO}))$$

O *otimizador de consultas*, então, escolheria um plano de execução para cada bloco. Devemos observar que, no exemplo acima, o bloco interno precisa ser avaliado apenas uma vez para produzir o salário máximo, que depois é utilizado — por meio da constante c — pelo bloco externo. Isso foi chamado de *consulta aninhada não-correlacionada* no Capítulo 8. É muito mais difícil otimizar as mais complexas *consultas aninhadas correlacionadas* (Seção 8.5), nas quais uma variável de tupla do bloco externo aparece na cláusula WHERE do bloco interno.

15.2 Algoritmos para Ordenação Externa (*External Sorting*)

A ordenação (*sorting*) é um dos algoritmos primários utilizados no processamento de consultas. Por exemplo, sempre que uma consulta SQL especifica uma cláusula ORDER-BY, o resultado da consulta deve ser ordenado. A ordenação também é um componente-chave nos algoritmos *sort-merge* (ordenação-fusão) usados no JOIN e em outras operações (tais como UNION e INTERSECTION), e em algoritmos de eliminação de duplicatas para a operação PROJECT (quando uma consulta SQL especifica

a opção DISTINCT na cláusula SELECT). Analisaremos um desses algoritmos nesta seção. Observe que a ordenação pode ser evitada se um índice apropriado existir de forma a permitir o acesso ordenado aos registros.

A **ordenação externa** refere-se aos algoritmos de ordenação que são adequados para arquivos de registros grandes, que são armazenados em disco e que não cabem inteiramente na memória principal, como a maioria dos arquivos de bancos de dados.[3] O típico algoritmo de ordenação externa usa uma **estratégia *sort-merge*** (ordenação-fusão) que inicia ordenando pequenos subarquivos — chamados ***runs*** (resultado parcial) — do arquivo principal e, então, realiza a fusão dos *runs* ordenados, criando maiores subarquivos ordenados, que, por sua vez, são fundidos. O algoritmo *sort-merge*, bem como outros algoritmos de bancos de dados, exige *espaço de buffer* na memória principal, onde a ordenação e a fusão dos *runs* são realizadas de fato. O algoritmo básico esboçado na Figura 15.2 consiste de duas fases: (1) a fase da ordenação e (2) a fase de fusão.

```
inicialize      i ← 1;
                j ← b;      {tamanho do arquivo em blocos}
                k ← n_B;    {tamanho do buffer em blocos}
                m ← ⌈(j/k)⌉;
{Fase de Ordenação}
while (i<=m)
    do {
       ler os próximos k blocos do arquivo para o buffer ou se houver menos do
       que k blocos restantes, então ler os blocos restantes;
       ordenar os registros no buffer e gravá-los como um subarquivo temporário;
       i ← i + 1;
       }
{Fase de Fusão: fundir os subarquivos até que reste apenas 1}
inicialize      i ← 1;
                p ← ⌈log_{k-1} m⌉; {p é o número de passagens da fase de fusão}
                j ← m;
while (i<=p)
    do {
       n ← 1;
       q ← ⌈(j/(k–1))⌉; {número de subarquivos para gravar nesta passagem}
       while (n <=q)
            do {
              ler os próximos k–1 subarquivos ou os subarquivos restantes (da
              passagem anterior), um bloco por vez;
              fundir e gravar como novo subarquivo um bloco por vez;
              n ← n + 1;
                }
       j ← q;
       i ← i +1;
            }
```

FIGURA 15.2 Esboço de um algoritmo *sort-merge* para ordenação externa.

Na **fase de ordenação**, *runs* (partes ou pedaços) do arquivo que caibam no espaço de *buffer* disponível são lidos para a memória principal, ordenados usando o algoritmo de classificação interna e escritos de volta no disco como subarquivos (ou *runs*) ordenados temporários. O tamanho de um *run* e o **número inicial de *runs*** (n_R) são determinados pelo **número de blocos de arquivo** (b) e o **espaço de *buffer* disponível** (n_B). Por exemplo, se $n_B = 5$ blocos e o tamanho do arquivo for $b = 1.024$ blocos, então $n_R = \lceil (b/n_B) \rceil$, ou 205 *runs* iniciais, cada um com o tamanho de 5 blocos (exceto o último *run*, que terá 4 blocos). Por isso, após a fase de ordenação, 205 *runs* ordenados estão armazenados como subarquivos temporários no disco.

Na **fase de fusão**, os *runs* ordenados são fundidos durante uma ou mais **passagens**. O **grau de fusão** (d_M) é o número de *runs* que podem ser fundidos em cada passagem. Em cada passagem, um bloco de *buffer* é necessário para manter um bloco de cada um dos *runs* que estão sendo fundidos, e um bloco é necessário para conter um bloco de resultado da fusão. Por isso, d_M é o menor entre $(n_B - 1)$ e n_R, e o número de passagens é $\lceil (\log_{dM}(n_R)) \rceil$. Em nosso exemplo, $d_M = 4$ (fusão de quatro passagens), assim

3 Os *algoritmos de ordenação interna* (*internal sorting*) são adequados para a ordenação de estruturas de dados que cabem integralmente na memória.

os 205 *runs* ordenados iniciais seriam fundidos em 52 no final da primeira passagem, que então são fundidos em 13, depois em 4, depois em 1 *run*, o que significa que *quatro passagens* são necessárias. O d_M mínimo de 2 dá o pior desempenho do algoritmo, que é

$$(2 * b) + (2 * (b * (log_2 b)))$$

O primeiro termo representa o número de acessos a blocos para a fase de ordenação, pois cada bloco do arquivo é acessado duas vezes — uma vez para a leitura para a memória e uma vez para a escrita dos registros de volta para o disco após a ordenação. O segundo termo representa o número de acessos a blocos para a fase de fusão, supondo o pior caso, d_M de 2. Em geral, o *log* é tomado na base d_M e a expressão para o número de acessos a blocos se torna

$$(2 * b) + (2 * (b * (log_{d_M} n_R)))$$

15.3 Algoritmos para Operações SELECT e JOIN

15.3.1 Implementação da Operação SELECT

Há muitas opções para a execução da operação SELECT; algumas dependem de o arquivo possuir caminhos específicos de acesso e apenas podem aplicar certos tipos de condições de seleção. Analisaremos alguns desses algoritmos para a implementação de SELECT nesta seção. Usaremos as seguintes operações, especificadas no banco de dados relacional da Figura 5.5, para ilustrar nossa análise:

(OP1): $\sigma_{SSN='123456789'}$(EMPREGADO)
(OP2): $\sigma_{DNUMERO>5}$(DEPARTAMENTO)
(OP3): $\sigma_{DNO=5}$(EMPREGADO)
(OP4): $\sigma_{DNO=5 \text{ AND } SALARIO>30\,000 \text{ AND } SEXO='F'}$(EMPREGADO)
(OP5): $\sigma_{ESSN='123456789' \text{ AND } PNO=10}$(TRABALHA_EM)

Métodos de Busca para Seleções Simples. Uma variedade de algoritmos de busca é possível para a seleção de registros de um arquivo. Eles também são conhecidos como **varreduras de arquivo** (*file scans*) porque varrem os registros de um arquivo para buscar e recuperar os registros que satisfazem a condição de seleção.[4] Se o algoritmo de busca envolve o uso de um índice, o índice de busca é chamado de **índice de varredura**. Os seguintes métodos de busca (de S1 até S6) são exemplos de alguns dos algoritmos de busca que podem ser usados para implementar a operação de seleção:

- S1. *Busca linear* (*força bruta*): Recupera *cada registro* do arquivo e testa se seus valores de atributos satisfazem a condição de seleção.
- S2. *Busca binária*: Se a condição de seleção envolver uma comparação de igualdade em um atributo-chave para o qual o arquivo está ordenado, pode-se usar a busca binária — que é mais eficiente que a busca linear. Um exemplo é a OP1 se SSN for o atributo de classificação para o arquivo EMPREGADO.[5]
- S3. *Utilização de um índice primário* (*ou chave de hash*): Se a condição de seleção envolver uma comparação de igualdade em um **atributo-chave** com um índice primário (ou chave de *hash*) — por exemplo, SSN = '123456789' na OP1 —, use o índice primário (ou chave de *hash*) para recuperar o registro. Observe que essa condição recupera (no máximo) um único registro.
- S4. *Utilização de um índice primário para recuperar múltiplos registros*: Se a condição de comparação for >, >=, < ou <= em um campo-chave com um índice primário — por exemplo, DNUMERO > 5 na OP2 —, use o índice para encontrar o registro que satisfaça a condição de igualdade correspondente (DNUMERO = 5) e depois recupere todos os registros seguintes no arquivo (ordenado). Para a condição DNUMERO < 5, recupere todos os registros anteriores.

4 A operação de seleção às vezes é chamada de **filtro**, uma vez que filtra o arquivo separando os registros que não satisfazem a condição de seleção.

5 Em geral, a busca binária não é utilizada na busca em bancos de dados porque arquivos ordenados não são usados, a menos que eles também tenham um índice primário correspondente.

- S5. *Utilização de um índice cluster para recuperar múltiplos registros*: Se a condição de seleção envolver uma comparação de igualdade em um **atributo que não seja chave** com um índice *clustering* — por exemplo, DNO=5 na OP3 —, use o índice para recuperar todos os registros que satisfaçam a condição.
- S6. *Utilização de um índice secundário (árvore-B^+) em uma comparação de igualdade*: Este método de busca pode ser usado para recuperar um único registro se o campo de indexação for uma **chave** (possui valores únicos) ou para recuperar múltiplos registros se o campo de indexação **não for chave**. Ele também pode ser usado para comparações envolvendo >, >=, < ou <=.

Na Seção 15.8 veremos como desenvolver fórmulas para estimar o custo do acesso nesses métodos de busca em função do número de acessos a blocos e do tempo de acesso. O Método S1 se aplica a qualquer arquivo, mas todos os outros métodos dependem da existência de um caminho de acesso apropriado para o atributo utilizado na condição de seleção. Os Métodos S4 e S6 podem ser usados para recuperar registros dentro de uma certa *faixa* — por exemplo, 30.000 <= SALARIO <= 35.000. Consultas envolvendo tais condições são chamadas de **consultas de faixas** (*range queries*).

Métodos de Busca para Seleções Complexas. Se uma condição de uma operação SELECT é uma **condição conjuntiva** — ou seja, se ela é formada por diversas condições simples conectadas pelo conectivo lógico AND tal como a OP4 acima —, o SGBD pode usar os seguintes métodos adicionais para implementar a operação:

- S7. *Seleção conjuntiva utilizando um índice individual*: Se um atributo envolvido em qualquer **condição simples individual** da condição conjuntiva possuir um caminho de acesso que permita o uso de um dos métodos de S2 a S6, use aquela condição para recuperar os registros e depois verifique se cada registro recuperado *satisfaz as condições simples restantes* da condição conjuntiva.
- S8. *Seleção conjuntiva utilizando um índice composto*: Se dois ou mais atributos estiverem envolvidos em condições de igualdade na condição conjuntiva e houver um índice composto (ou estrutura *hash*) para a combinação dos campos — por exemplo, se um índice tiver sido criado para a chave composta (ESSN, PNO) do arquivo TRABALHA_EM da OP5 —, podemos usar o índice diretamente.
- S9. *Seleção conjuntiva por meio da intersecção de registros*:[6] Se índices secundários (ou outros caminhos de acesso) estiverem disponíveis para mais de um dos campos envolvidos nas condições simples de uma condição conjuntiva, e se os índices incluírem ponteiros de registros (em vez de ponteiros de blocos), cada índice poderá ser usado para recuperar o **conjunto de ponteiros de registros** que satisfaça a condição individual. A **intersecção** desses conjuntos de ponteiros de registros resulta nos ponteiros de registros que satisfazem a condição conjuntiva e que são usados depois para recuperar diretamente aqueles registros. Se apenas algumas das condições possuírem índices secundários, cada registro recuperado será posteriormente testado para determinar se ele satisfaz as condições restantes.[7]

Sempre que uma condição individual especifica a seleção — tal como em OP1, OP2 ou OP3 —, podemos apenas verificar se existe um caminho de acesso no atributo envolvido naquela condição. Se houver um caminho de acesso, o método correspondente àquele caminho será utilizado; caso contrário, a abordagem da força bruta da busca linear do método S1 será utilizada. A otimização de consulta para uma operação SELECT é necessária principalmente em condições de seleção conjuntivas, sempre que *mais que um* dos atributos envolvidos nas condições possuírem um caminho de acesso. O otimizador deve escolher o caminho de acesso que *recupera o menor número de registros*, de maneira mais eficiente, por meio da estimativa dos diferentes custos (Seção 15.8) e da escolha do método com menor custo estimado.

Quando o otimizador está escolhendo entre múltiplas condições simples em uma condição de seleção conjuntiva, ele considera, em geral, a seletividade de cada condição. A **seletividade** (*s*) é definida como sendo a razão do número de registros (tuplas) que satisfazem a condição pelo número total de registros (tuplas) do arquivo (relação) e, assim, é um número entre zero e 1 — a seletividade zero significa que nenhum registro satisfaz a condição e 1 significa que todos os registros satisfazem a condição. Embora as seletividades exatas de todas as condições possam não estar disponíveis, **estimativas de seletividade** são mantidas freqüentemente no catálogo do SGBD e são utilizadas pelo otimizador. Por exemplo, para uma condição de igualdade em um atributo-chave da relação $r(R)$, $s = 1/|r(R)|$, na qual $|r(R)|$ é o número de tuplas na relação $r(R)$. Para uma condição de igualdade em um atributo com i *valores distintos*, s pode ser estimado por $(|r(R)|/i)/|r(R)|$, ou $1/i$, supondo que os

6 Um ponteiro de registro identifica exclusivamente um registro e fornece o endereço do registro no disco; por isso ele também é chamado de **identificador de registro** ou ***id* de registro**.

7 Uma técnica pode ter diversas variações — por exemplo, os índices poderiam ser *índices lógicos* que armazenam valores da chave primária em vez de ponteiros de registros.

registros são igualmente distribuídos entre os valores distintos.[8] Sob esta suposição, $|r(R)|/i$ registros irão satisfazer a condição de igualdade no atributo. Em geral, o número de registros que satisfazem uma condição de seleção com seletividade s é estimado por $|r(R)| * s$. Quanto menor for essa estimativa, mais desejável é que essa condição seja a primeira a ser utilizada para recuperar os registros.

Em comparação a uma condição de seleção conjuntiva, uma **condição disjuntiva** (na qual as condições simples são conectadas pelo operador lógico OR em vez de AND) é muito mais difícil de processar e de otimizar. Por exemplo, considere a OP4':

(OP49): $\sigma_{\text{DNO=5 OR SALARIO>30.000 OR SEXO='F'}}(\text{EMPREGADO})$

Com uma condição desse tipo, pouca otimização pode ser feita, porque os registros que satisfazem a condição disjuntiva são a *união* dos registros que satisfazem as condições individuais. Por isso, se qualquer *uma* das condições não possuir um caminho de acesso, somos compelidos a usar a abordagem da força bruta da busca linear. Se apenas houver um caminho de acesso para *toda* condição, poderemos otimizar a seleção por meio da recuperação dos registros que satisfazem cada condição — ou seus identificadores de registro —, e então aplicar a operação de união para eliminar duplicidades.

Um SGBD coloca à disposição muitos dos métodos vistos acima e, em geral, outros métodos adicionais. O otimizador de consulta deve escolher o método apropriado para a execução de cada operação SELECT em uma consulta. Essa otimização usa fórmulas que estimam os custos de cada método de acesso disponível, conforme discutiremos na Seção 15.8. O otimizador escolhe o método de acesso com o menor custo estimado.

15.3.2 Implementação da Operação JOIN

A operação JOIN é uma das que mais consome tempo no processamento de consultas. Muitas das operações de junção encontradas nas consultas são variações de operações EQUIJOIN e NATURAL JOIN, por isso consideraremos apenas essas duas. Até o restante deste capítulo, o termo **junção (*join*)** se referirá a uma EQUIJOIN (ou NATURAL JOIN). Há muitas possibilidades de implementar uma **junção de duas vias**, que é uma junção em dois arquivos. As junções que envolvem mais de dois arquivos são chamadas **junções de múltiplas vias**. O número de maneiras possíveis para executar as junções de múltiplas vias aumenta muito rapidamente. Nesta seção analisaremos apenas técnicas para a implementação de junções de duas vias. Para ilustrar nossa discussão, faremos referência ao esquema relacional da Figura 5.5 mais uma vez — especificamente, as relações EMPREGADO, DEPARTAMENTO e PROJETO. Os algoritmos que consideramos são para operações de junção da forma

$$R \bowtie_{A=B} S$$

em que A e B são atributos compatíveis com os domínios de R e S, respectivamente. Os métodos que vimos podem ser estendidos para formas mais genéricas de junção. Ilustramos quatro técnicas mais comuns para a execução desse tipo de junção, utilizando os seguintes exemplos de operações:

(OP6): $\text{EMPREGADO} \bowtie_{\text{DNO=DNUMERO}} \text{DEPARTAMENTO}$

(OP7): $\text{DEPARTAMENTO} \bowtie_{\text{GERSSN=SSN}} \text{EMPREGADO}$

Métodos para a Implementação de Junções (*Joins*):

- J1. *Junção de laços aninhados (nested-loop) (força bruta)*: Para cada registro t em R (laço externo), recupere cada registro s de S (laço interno), e teste se os dois registros satisfazem a condição de junção $t[A] = s[B]$.[9]
- J2. *Junção de laço único (single-loop) (utilizando uma estrutura de acesso para recuperar os registros correspondentes à junção)*: Se existir um índice (ou chave de *hash*) para um dos dois atributos da junção — digamos B de S —, recupere cada registro t em R, um por vez (laço único), e, depois, use a estrutura de acesso para recuperar diretamente todos os registros s correspondentes de S que satisfaçam $s[B] = t[A]$.
- J3. *Junção sort-merge (ordenação-fusão)*: Se os registros de R e S estiverem *classificados* (ordenados) *fisicamente* pelos valores dos atributos de junção A e B, respectivamente, poderemos implementar a junção da maneira mais eficiente possível. Ambos os arquivos são varridos simultaneamente na ordem dos atributos de junção, fazendo a correspondência dos registros que possuem os mesmos valores para A e B. Se os arquivos não estiverem classifi-

8 Em otimizadores mais sofisticados, histogramas que representam a distribuição dos registros entre os diferentes valores de atributos podem ser mantidos no catálogo.

9 Para arquivos em disco, é óbvio que os laços serão sobre blocos de disco, de forma que essa técnica também foi chamada de *junção de blocos aninhados (nested-block)*.

cados, eles deverão ser classificados primeiro por meio de uma ordenação externa (Seção 15.2). Nesse método, pares de blocos de arquivos são ordenadamente copiados para *buffers* de memória, e os registros de cada arquivo são varridos apenas uma vez para realizar a correspondência com o outro arquivo — a menos que ambos, A e B, não sejam atributos-chave e, nesse caso, o método precise ser levemente modificado. Um esboço do algoritmo de junção *sort-merge* é apresentado na Figura 15.3a. Usamos $R(i)$ para nos referir ao *i-ésimo* registro em R. Uma variação da junção *sort-merge* pode ser usada quando existirem índices secundários para ambos os atributos de junção. Os índices proporcionam a capacidade de acessar (varrer) os registros na ordem dos atributos de junção, mas os registros de fato estão fisicamente espalhados pelos blocos do arquivo, de forma que esse método pode ser bastante ineficiente, uma vez que cada acesso a registro pode envolver o acesso a um bloco de disco diferente.

(a)
```
ordenar as tuplas de R baseando-se no atributo A; (* suponha que R tenha n tuplas (registros) *)
ordenar as tuplas de S baseando-se no atributo B; (* suponha que S tenha m tuplas (registros) *)
inicializar i←1, j←1;
while (i≤n) e (j≤m)
do {  if R(i)[A] > S(j)[B]
        then  fazer j←j+1
      elseif R(i)[A] < S(j)[B]
        then  fazer i←i+1
        else {  (* R(i)[A] = S(j)[B], portanto realizamos o output de uma tupla *)
                output a tupla combinada <R(i), S(j)> em T;
                  (* output outras tuplas correspondentes a R(i), se houver *)
                  fazer k←j+1;
                  while (l≤m) and (R(i)[A] = S(l)[B])
                  do  {  output a tupla combinada <R(i), S(l)> em T;
                         fazer k←l+1;
                      }
                  (* output outras tuplas correspondentes a S(j), se houver *)
                  fazer k←i+1;
                  while (k≤n) and R(k)[A] = S(j)[B])
                  do  {  output a tupla combinada <R(k),S(j)> em T;
                         fazer k←k+1;
                      }
                  fazer i←i+1, j←j+1
             }
}
```

(b)
```
criar uma tupla t [<lista de atributos>] em T' para cada tupla t de R;
    (* T' contém o resultado da projeção antes da eliminação de duplicatas *)
if <lista de atributos> incluir uma chave de R
    then T ← T'
    else  {  ordenar as tuplas de T'
             inicializar i←1,j←2;
             while i≤ n
                 do  {  output a tupla T'[i] em T;
                        while T'[i] = T'[j] and j≤n do j←j+1; (* eliminar duplicatas *)
                        i←j; j←i+1
                     }
          }
(* T contém o resultado da projeção após a eliminação de duplicatas *)
```

FIGURA 15.3 Implementação de JOIN, PROJECT, UNION, INTERSECTION e SET DIFFERENCE por meio de *sort-merge*, quando R possui n tuplas e S possui m tuplas. (a) Implementação da operação $T \leftarrow R \bowtie_{A=B} S$. (b) Implementação da operação $T \leftarrow \pi_{<\text{lista de atributos}>}(R)$.

- J4. *Junção-hash (hash-join)*: Os registros dos arquivos R e S são particionados (*hashed*) em um mesmo arquivo *hash*, utilizando a mesma função *hash* com os atributos de junção A de R e B de S como chaves de *hash*. Primeiro, uma única passagem pelo arquivo com menor número de registros (digamos, R) coloca seus registros nos *buckets* do arquivo *hash* — essa é a chamada **fase de separação**, uma vez que os registros de R são separados pelos *buckets* do ar-

quivo *hash*. Então, na segunda fase, chamada de **fase de sondagem**, uma única passagem pelo outro arquivo (*S*) coloca cada um de seus registros para *investigar* o *bucket* adequado, e aquele registro é combinado com todos os registros correspondentes de *R* naquele *bucket*. Essa descrição simplificada da junção *hash* supõe que o menor dos dois arquivos *cabe integralmente nos buckets de memória* após a primeira fase. Abaixo veremos variações da junção *hash* que não exigem essa suposição.

Na prática, as técnicas J1 a J4 são implementadas por meio do acesso *integral dos blocos de disco* de um arquivo, em vez de registros individuais. Dependendo da disponibilidade de espaço de *buffer* na memória, o número de blocos lidos do arquivo pode ser ajustado.

```
(c) ordenar as tuplas de R e S utilizando os mesmos e únicos atributos de ordenação;
    inicializar i←1; j←1;
    while (i ≤ n) and (j ≤ m)
    do { if R(i) > S(j)
         then { output S(j) em T;
                fazer j←j+1
              }
         elseif R(i) < S(j)
         then { output R(i) em T;
                fazer i←i+1
              }
         else fazer j←j+1 (* R(i)=S(j), portanto, pular uma das tuplas duplicatas *)
       }
    if (i ≤ n) then adicionar as tuplas a partir de R(i) até R(n) em T;
    if (j ≤ m) then adicionar as tuplas a partir de S(j) até S(m) em T;

(d) ordenar as tuplas de R e S utilizando os mesmos e únicos atributos de ordenação;
    inicializar i←1; j←1;
    while (i ≤ n) and (j ≤ m)
    do { if R(i) > S(j)
         then fazer j←j+1
         elseif R(i) < S(j)
         then fazer i←i+1
         else { output R(i) em T; (* R(i)=S(j), portanto, fazemos o output da tupla *)
                fazer i←i+1, j←j+1
              }
       }

(e) ordenar as tuplas de R e S utilizando os mesmos e únicos atributos de ordenação;
    inicializar i←1; j←1;
    while (i ≤ n) and (j ≤ m)
    do { if R(i) > S(j)
         then fazer j←j+1
         elseif R(i) < S(j)
         then { output R(i) em T; (*R(i) não tem S(j) correspondente, portanto, fazemos o output de R(i)*)
                fazer i←i+1;
              }
         else fazer i←i+1, j←j+1
       }
    if (i ≤ n) then adicionar as tuplas a partir de R(i) até R(n) em T;
```

FIGURA 15.3 Implementação de JOIN, PROJECT, UNION, INTERSECTION e SET DIFFERENCE por meio de *sort-merge*, quando *R* possui *n* tuplas e *S* possui *m* tuplas. (c) Implementação da operação $T \leftarrow R \cup S$. (d) Implementação da operação $T \leftarrow R \cap S$. (e) Implementação da operação $T \leftarrow R - S$. (*continua*ção)

Efeitos da Disponibilidade de Espaço de Buffer e o Fator de Seleção de Junção no Desempenho da Junção. O espaço de *buffer* disponível tem um efeito importante nos vários algoritmos de junção. Primeiro, consideremos a

abordagem de laços aninhados (J1). Olhando novamente para a operação OP6, suponha que o número de *buffers* disponíveis na memória principal para a implementação da junção seja $n_B = 7$ blocos (*buffers*). Para ilustração, suponha que o arquivo DEPARTAMENTO consista de $r_D = 50$ registros armazenados em $b_D = 10$ blocos de discos, e que o arquivo EMPREGADO consista de $r_E = 6.000$ registros armazenados em $b_E = 2.000$ blocos de discos. É vantajoso ler para a memória, de uma só vez, quantos blocos forem possíveis do arquivo cujos registros forem utilizados no laço externo (ou seja, $n_B - 2$ blocos). Depois, o algoritmo pode ler um bloco por vez do arquivo do laço interno e usar seus registros para **sondar** (ou seja, pesquisar) os registros correspondentes nos blocos do laço externo na memória. Isso reduz o número total de acessos a blocos. Um bloco de *buffer* adicional é necessário para conter os registros resultantes após sofrerem a junção, e o conteúdo desse bloco de *buffer* é acrescentado ao final do **arquivo de resultado** — o arquivo de disco que contém o resultado da junção — sempre que ele estiver cheio. Então, esse bloco de *buffer* é reutilizado para manter os registros resultantes adicionais.

Na junção de laços aninhados, faz diferença qual dos arquivos é escolhido para o laço externo e para o laço interno. Se o arquivo EMPREGADO for usado para o laço externo, cada bloco de EMPREGADO será lido uma vez, e o arquivo DEPARTAMENTO inteiro (cada um de seus blocos) será lido uma vez a *cada vez* que lermos $(n_B - 2)$ blocos do arquivo EMPREGADO. Temos o seguinte:

Número total de blocos acessados para o arquivo externo = b_E
Número de vezes que $(n_B - 2)$ blocos do arquivo externo são carregados = $\lceil b_E/(n_B - 2) \rceil$
Número total de blocos acessados para o arquivo interno = $b_D * \lceil b_E/(n_B - 2) \rceil$

Por isso, temos o seguinte número total de acessos a blocos:

$b_E + (\lceil b_E/(n_B - 2) \rceil * b_D) = 2.000 + (\lceil (2.000/5) \rceil * 10) = 6.000$ acessos a blocos

Porém, se usarmos os registros de DEPARTAMENTO no laço externo, por simetria, teremos o seguinte número total de acessos a blocos:

$b_D + (\lceil b_D/(n_B - 2) \rceil * b_E) = 10 + (\lceil (10/5) \rceil * 2.000) = 4.010$ acessos a blocos

O algoritmo de junção usa um *buffer* para manter os registros que sofreram a junção do arquivo de resultado. Uma vez que o *buffer* esteja cheio, ele é escrito no disco e reutilizado.[10] Se o arquivo de resultado de uma operação de junção possuir b_{RES} blocos de disco, cada bloco é escrito uma vez, assim, b_{RES} acessos adicionais a blocos devem ser acrescentados às formulas anteriores a fim de estimar o custo total da operação de junção. O mesmo ocorre para as fórmulas desenvolvidas posteriormente para os outros algoritmos de junção. Conforme mostra esse exemplo, é vantajoso usar o arquivo com *menor número de blocos*, como o arquivo do laço externo na junção de laços aninhados.

Outro fator que afeta o desempenho de uma junção, particularmente o método de laço único J2, é a porcentagem de registros em um arquivo que sofrerão a junção com os registros do outro arquivo. Chamamos isso de **fator de seleção da junção**[11] de um arquivo em função de uma condição *equijoin* com um outro arquivo. Esse fator depende da condição *equijoin* específica entre os dois arquivos. Para ilustrar isso, considere a operação OP7, a qual faz a junção de cada registro de DEPARTAMENTO com o registro de EMPREGADO para o gerente daquele departamento. Aqui, espera-se que cada registro de DEPARTAMENTO (há 50 desses registros em nosso exemplo) participe da junção com um *único* registro de EMPREGADO, mas muitos registros de EMPREGADO (os 5.950 deles que não gerenciam um departamento) não participarão da junção.

Suponha que índices secundários existam em ambos os atributos SSN de EMPREGADO e GERSSN de DEPARTAMENTO, com o número de níveis de índices $x_{SSN} = 4$ e $x_{GERSSN} = 2$, respectivamente. Temos duas opções para a implementação do método J2. A primeira recupera cada registro de EMPREGADO e depois usa o índice para GERSSN de DEPARTAMENTO para encontrar um registro correspondente em DEPARTAMENTO. Nesse caso, nenhum registro correspondente será encontrado para empregados que não gerenciem um departamento. O número de acessos a blocos aqui é de aproximadamente:

$b_E + (r_E * (x_{GERSSN} + 1)) = 2.000 + (6.000 * 3) = 20.000$ acessos a blocos

A segunda opção recupera cada registro de DEPARTAMENTO e depois usa o índice para SSN de EMPREGADO para encontrar um registro de gerente correspondente em EMPREGADO. Nesse caso, cada registro de DEPARTAMENTO terá um registro correspondente em EMPREGADO. O número de acessos a blocos nesse caso é de aproximadamente:

$b_D + (r_D * (x_{SSN} + 1)) = 10 + (50 * 5) = 260$ acessos a blocos

---

10 Se reservarmos dois *buffers* para o arquivo de resultado, o *buffering* duplo pode ser usado para aumentar a velocidade do algoritmo (Seção 13.3).

11 Esse caso é diferente da *seletividade da junção*, que discutiremos na Seção 15.8.

A segunda opção é mais eficiente porque o fator de seleção de junção de DEPARTAMENTO em função da condição de junção SSN = GERSSN é 1, enquanto o fator de seleção da junção de EMPREGADO em função da mesma condição de junção é (50/6.000), ou 0,008. Para o método J2, tanto o menor arquivo quanto o arquivo que tem uma correspondência para cada registro (ou seja, o arquivo com o maior fator de seleção de junção) deveria ser usado no laço (externo) de junção. Também é possível criar um índice especificamente para a execução da operação de junção se um índice ainda não existir.

A junção *sort-merge* J3 é bastante eficiente se ambos os arquivos já estiverem ordenados segundo seus atributos de junção. Apenas uma única passagem é feita em cada arquivo. Por isso, o número de acessos a blocos é igual à soma dos números de blocos de ambos os arquivos. Para esse método, ambas OP6 e OP7 necessitariam de $b_E + b_D = 2.000 + 10 = 2.010$ acessos a blocos. Entretanto, exige-se que ambos os arquivos estejam ordenados segundo os atributos da junção; se um ou ambos não estiverem, eles devem ser ordenados especificamente para a execução da operação de junção. Se estimarmos o custo da ordenação de um arquivo externo em $(b \log_2 b)$ acessos a blocos, e se ambos os arquivos precisarem ser ordenados, o custo total da junção *sort-merge* pode ser estimada em $(b_E + b_D + b_E \log_2 b_E + b_D \log_2 b_D)$.[12]

Junção *Hash* Particionado e Junção *Hash* Híbrido. O método de junção *hash* J4 também é bastante eficiente. Nesse caso, apenas uma passagem única é feita em cada arquivo se os arquivos estiverem ordenados ou não. Se a tabela *hash* para o menor dos dois arquivos puder ser mantida inteiramente na memória principal após o *hash* (partição), segundo seu atributo de junção, a implementação é direta. Entretanto, se partes do arquivo *hash* tiverem de ser ordenadas no disco, o método se torna mais complexo. Diversas variações para melhorar a eficiência têm sido propostas. Analisaremos duas técnicas: junção *hash* particionado e uma variação chamada junção *hash* híbrido, que têm se mostrado bastante eficientes.

No algoritmo da **junção *hash* particionado**, primeiramente cada arquivo é particionado em M partições utilizando uma **função *hash* particionado** nos atributos da junção. Depois, é feita a junção de cada par de partições. Por exemplo, suponha que estejamos realizando a junção das relações *R* e *S* nos atributos de junção *R.A* e *S.B*:

$$R \bowtie_{A=B} S$$

Na **fase de partição**, *R* é particionado em M partições $R_1, R_2, \ldots, R_M$, e *S* em M partições $S_1, S_2, \ldots, S_M$. Uma propriedade de cada par de partições correspondentes R_i e S_i é que os registros de R_i *só precisam ter a junção realizada* com os registros de S_i, e vice-versa. Essa propriedade é garantida pelo uso da *mesma função hash* para particionar ambos os arquivos em seus atributos de junção — atributo A em *R* e o atributo *B* em *S*. O número mínimo de *buffers* de memória necessários para a fase de partição é M + 1. Cada um dos arquivos *R* e *S* são particionados separadamente. Para cada uma das partições, um único *buffer* de memória — cujo tamanho é um bloco de disco — é alocado para armazenar os registros que são levados pelo *hash* a essa partição. Sempre que um *buffer* de memória para uma partição ficar cheio, seu conteúdo é acrescentado ao final de um **subarquivo de disco**, que armazena essa partição. A fase de partição possui *duas iterações*. Após a primeira iteração, o primeiro arquivo *R* estará particionado nos subarquivos $R_1, R_2, \ldots, R_M$, nos quais todos os registros que sejam levados pelo *hash* ao mesmo *buffer* estarão na mesma partição. Após a segunda iteração, o segundo arquivo *S* estará particionado de maneira similar.

Na segunda fase, chamada de **fase de junção** ou de **sondagem**, *M iterações* são necessárias. Durante a iteração *i*, é realizada a junção das duas partições R_i e S_i. O número mínimo de *buffers* necessários para a iteração *i* é o número de blocos da menor das duas partições, digamos R_i, mais dois *buffers* adicionais. Se usarmos uma junção de laços aninhados durante a iteração *i*, os registros R_i da menor das duas partições são copiados nos *buffers* de memória; depois, todos os blocos da outra partição S_i são lidos — um por vez —, e cada registro é utilizado para **investigar** (ou seja, pesquisar) o(s) registro(s) correspondente(s) na partição R_i. É feita a junção de quaisquer registros correspondentes e estes são escritos no arquivo resultado. Para melhorar a eficiência da sondagem na memória, é comum usar uma *tabela hash na memória* para armazenar os registros da partição R_i por meio do uso de função *hash diferente* da função *hash* particionado.[13]

Podemos calcular aproximadamente o custo dessa junção *hash* particionado como sendo $3 * (b_R + b_S) + b_{RES}$ em nosso exemplo, uma vez que cada registro é lido e escrito de volta no disco uma vez, durante a fase de partição. Durante a fase de junção (sondagem), cada registro é lido uma segunda vez para realizar a junção. A *principal dificuldade* desse algoritmo é assegurar que a função *hash* particionado seja **uniforme** — ou seja, que os tamanhos das partições sejam aproximadamente iguais. Se a função de partição é ***skewed*** (não-uniforme), então algumas partições podem ser muito grandes para caber no espaço de memória disponível para a segunda fase de junção.

12 Podemos usar as fórmulas mais precisas da Seção 15.2 se soubermos o número de *buffers* disponíveis para a ordenação.

13 Se a função *hash* utilizada para a partição for utilizada novamente, todos os registros em uma partição serão levados pelo *hash*, de novo, para o mesmo *bucket*.

Observe que, se o espaço de *buffer* disponível na memória n_B satisfizer $n_B > (b_R + 2)$, em que b_R é o número de blocos do *menor* dos dois arquivos que participam da junção, digamos R, não há razão para realizar a partição, uma vez que, nesse caso, a junção pode ser realizada inteiramente na memória usando alguma variação da junção de laços aninhados baseada em *hash* e sondagem. Para ilustrar, suponha que estejamos realizando a operação de junção OP6, repetida abaixo:

(OP6): EMPREGADO $\bowtie_{\text{DNO=DNUMERO}}$ DEPARTAMENTO

Nesse exemplo, o menor arquivo é DEPARTAMENTO; por isso, se o número de *buffers* disponíveis na memória n_B satisfizer $n_B > (b_D + 2)$, o arquivo DEPARTAMENTO inteiro pode ser lido para a memória principal e organizado em uma tabela *hash* segundo o atributo da junção. Então, cada bloco de EMPREGADO é lido para um *buffer*, e cada registro de EMPREGADO no *buffer* é levado pelo *hash* segundo seu atributo de junção e é utilizado para *investigar* o correspondente *bucket* na memória da tabela *hash* de DEPARTAMENTO. Se um registro correspondente for encontrado, a junção dos registros é realizada, e o(s) registro(s) resultante(s) é(são) escrito(s) no *buffer* de resultado e finalmente no arquivo de resultado no disco. O custo em função dos acessos a blocos é, por isso, $(b_D + b_E)$, mais b_{RES} — o custo da escrita do arquivo de resultado.

O **algoritmo da junção *hash* híbrido** é uma variação da junção *hash* particionado, na qual a fase de *junção* para *uma das partições* é incluída na fase de *partição*. Para ilustrar, vamos supor que o tamanho de um *buffer* de memória seja um bloco de disco, tal que n_B *buffers* estejam *disponíveis*, e que a função *hash* utilizada seja $h(K) = K \bmod M$, tal que M partições estejam sendo criadas, onde $M < n_B$. Como exemplo, suponha que estejamos realizando a operação de junção OP6. Na *primeira passagem* da fase de partição, quando o algoritmo de junção *hash* híbrido estiver particionando o menor dos dois arquivos (DEPARTAMENTO em OP6), o algoritmo divide o espaço de *buffer* entre as M partições de tal forma que todos os blocos da *primeira partição* de DEPARTAMENTO residam completamente na memória principal. Para cada uma das outras partições, apenas um único *buffer* em memória — cujo tamanho é um bloco de disco — é alocado; o restante da partição é escrito no disco, bem como na junção *hash* particionada normal. Por isso, ao final da *primeira passagem da fase de partição*, a primeira partição de DEPARTAMENTO residirá inteiramente na memória principal, enquanto cada uma das outras partições de DEPARTAMENTO estarão em um subarquivo no disco.

Na segunda passagem da fase de partição, os registros do segundo arquivo participante da junção — o maior arquivo, EMPREGADO em OP6 — estão sendo particionados. Se um registro for levado pelo *hash* para a *primeira partição*, será feita a sua junção com o registro correspondente em DEPARTAMENTO e os registros resultantes da junção serão escritos no *buffer* de resultado (e eventualmente no disco). Se um registro de EMPREGADO for levado pelo *hash* para uma outra partição, diferente da primeira, ele será particionado normalmente. Por isso, ao final da segunda passagem da fase de partição, todos os registros que são levados pelo *hash* para a primeira partição já terão a sua junção realizada. Agora há $M - 1$ pares de partições no disco. Portanto, durante a segunda fase, de **junção** ou de **sondagem**, são necessárias $M - 1$ *iterações* em vez de M. O objetivo é realizar a maior quantidade possível de junções de registros durante a fase de partição de forma a economizar o custo de armazenamento desses registros de volta no disco e da releitura dos mesmos uma segunda vez durante a fase de junção.

15.4 Algoritmos para as Operações PROJECT e de Conjunto

A implementação de uma operação PROJECT (projeção) $\pi_{\text{<lista de atributos>}}(R)$ é direta se a <lista de atributos> incluir uma chave da relação R, porque, nesse caso, o resultado da operação terá o mesmo número de tuplas de R, mas com apenas os valores dos atributos da <lista de atributos> para cada tupla. Se a <lista de atributos> não incluir uma chave de R, *tuplas duplicatas devem ser eliminadas*. Geralmente isso é feito por meio da ordenação do resultado da operação e, depois, pela eliminação de tuplas duplicatas, que aparecem consecutivamente após a ordenação. Um esboço do algoritmo é dado na Figura 15.3b. O *hashing* também pode ser utilizado para eliminar as duplicatas: como cada registro é levado pelo *hash* e incluído em um *bucket* do arquivo *hash* na memória, ele é verificado em relação àqueles que já estão no *bucket*; se for uma duplicata, ele não é incluído. É útil relembrar aqui que, em consultas SQL, o padrão (*default*) é não eliminar as duplicatas do resultado da consulta; apenas se a palavra-chave DISTINCT (distinto) estiver incluída, as duplicatas são eliminadas do resultado da consulta.

As operações de conjunto — UNION (união), INTERSECTION (intersecção), SET DIFERENCE (diferença de conjuntos) e CARTESIAN PRODUCT (produto cartesiano) — às vezes são dispendiosas para ser implementadas. Em particular, a operação CARTESIAN PRODUCT $R \times S$ é bastante dispendiosa, porque seu resultado inclui um registro para cada combinação de registros de R e S. Além disso, os atributos do resultado incluem todos os atributos de R e S. Se R possuir n registros e j atributos e S possuir m registros e k atributos, a relação resultante terá $n * m$ registros e $j + k$ atributos. Por isso, é importante evitar a operação CARTESIAN PRODUCT e substituí-la por outras operações equivalentes durante a otimização da consulta (Seção 15.7).

As outras três operações de conjuntos — UNION, INTERSECTION e SET DIFERENCE[14] — se aplicam apenas às relações compatíveis na união, que possuem o mesmo número de atributos e os mesmos domínios de atributos. A maneira costumeira de implementar essas operações é utilizar variações da **técnica *sort-merge***: as duas relações são ordenadas segundo o mesmo atributo e, após a ordenação, uma única varredura por meio de cada relação é suficiente para produzir o resultado. Por exemplo, podemos implementar a operação UNION, $R \cup S$, por meio da varredura e da fusão de ambos os arquivos ordenados simultaneamente e, sempre que houver a mesma tupla em ambas as relações, apenas uma é mantida no resultado da fusão. Para a operação INTERSECTION, $R \cap S$, mantemos no resultado da fusão apenas aquelas tuplas que aparecem em *ambas as relações*. A Figura 15.3, do item (c) ao (e), apresenta esboços da implementação dessas operações por meio da ordenação e da fusão. Alguns dos detalhes não estão incluídos nesses algoritmos.

O ***hashing*** também pode ser utilizado para implementar UNION, INTERSECTION e SET DIFERENCE. Uma tabela é particionada e a outra é utilizada para investigar a partição adequada. Por exemplo, para implementar $R \cup S$, primeiro aplique o *hash* (particione) aos registros de R; depois, aplique o *hash* (investigue) aos registros de S, porém, não inclua registros duplicatas nos *buckets*. Para implementar $R \cap S$, primeiro particione os registros de R no arquivo *hash*. Depois, enquanto aplica o *hash* em cada registro de S, verifique se um registro idêntico de R é encontrado no *bucket* e, se isso ocorrer, adicione o registro ao arquivo de resultado. Para implementar $R - S$, primeiro leve os registros de R por meio do *hash* aos *buckets* do arquivo *hash*. Enquanto aplica o *hash* (investiga) em cada registro de S, se um registro idêntico for encontrado no *bucket*, remova o registro do *bucket*.

15.5 Implementação das Operações de Agregação e Outer Joins

15.5.1 Implementação de Operações de Agregação

Os operadores de agregação MIN (mínimo), MAX (máximo), COUNT (contagem), AVERAGE (média), SUM (somatório), quando aplicados a uma tabela inteira, podem ser computados por meio da varredura da tabela ou pelo uso de um índice apropriado, se estiver disponível. Por exemplo, considere a seguinte consulta SQL:

```
SELECT    MAX(SALARIO)
FROM      EMPREGADO;
```

Se existir um índice (ascendente) para SALARIO na relação EMPREGADO, então o otimizador pode decidir pelo uso do índice para buscar o maior valor seguindo pelo ponteiro *mais à direita* em cada nó do índice, desde a raiz até a folha mais à direita. Aquele nó incluiria o maior valor de SALARIO como sua *última* entrada. Na maioria dos casos, isso seria mais eficiente que uma varredura completa da tabela EMPREGADO, uma vez que nenhum registro de fato precisa ser recuperado. A agregação MIN pode ser tratada de maneira similar, exceto que o ponteiro *mais à esquerda* é seguido desde a raiz até a folha mais à esquerda. Esse nó possui o menor valor de SALARIO como sua *primeira* entrada.

O índice também poderia ser utilizado para as agregações COUNT, AVERAGE e SUM, mas apenas se for um **índice denso** — ou seja, se existir uma entrada de índice para cada registro do arquivo principal. Nesse caso, o cálculo associado seria aplicado aos valores no índice. Para um **índice esparso**, o número real de entradas associadas a cada entrada de índice deve ser utilizado para corrigir o cálculo (exceto para COUNT DISTINCT [contagem distinta], no qual o número de valores distintos pode ser contado a partir do próprio índice).

Quando a cláusula GROUP BY (agrupar por) é utilizada em uma consulta, o operador de agregação deve ser aplicado separadamente a cada grupo de tuplas. Por isso, primeiro a tabela deve ser particionada em subconjuntos de tuplas, em que cada partição (grupo) possui o mesmo valor para os atributos de agrupamento. Nesse caso, o cálculo é mais complexo. Considere a seguinte consulta:

```
SELECT    DNO, AVG(SALARIO)
FROM      EMPREGADO
GROUP BY  DNO;
```

A técnica usual para tais consultas é primeiro utilizar a **ordenação** ou o ***hashing***, segundo os atributos de agrupamento, para particionar o arquivo nos grupos apropriados. Depois, o algoritmo calcula a função de agregação para as tuplas em cada grupo, as quais possuem o mesmo valor para o(s) atributo(s) de agregação. Na consulta do exemplo, o conjunto de tuplas para cada número de departamento seria agrupado em uma partição, e a média de salários seria calculada para cada grupo.

---

14 SET DIFERENCE (diferença de conjuntos) é chamada de EXCEPT em SQL.

Observe que, se um **índice *clustering*** (Capítulo 13) existir para o(s) atributo(s) de agrupamento, então os registros *já* estarão *particionados* (agrupados) em subconjuntos apropriados. Nesse caso, é necessário apenas aplicar o cálculo em cada grupo.

15.5.2 Implementação do Outer Join

Na Seção 6.4, a *operação de junção externa* (*outer join*) foi apresentada, com suas três variações: junção externa à esquerda (*left outer join*), junção externa à direita (*right outer join*) e junção externa total (*full outer join*). Também discutimos, no Capítulo 8, como essas operações podem ser especificadas na SQL. A seguir temos um exemplo em SQL da operação de junção externa à esquerda:

```
SELECT UNOME, PNOME, DNOME
FROM   (EMPREGADO LEFT OUTER JOIN DEPARTAMENTO ON DNO=DNUMERO);
```

O resultado dessa consulta é uma tabela de nomes de empregados e seus departamentos associados. Esse resultado é similar ao da junção (interna) comum, com exceção de que, se uma tupla de EMPREGADO (uma tupla da relação *à esquerda*) *não tiver um departamento associado*, o nome do empregado mesmo assim aparecerá na tabela resultante, mas o nome do departamento seria *null* para tais tuplas no resultado da consulta.

A junção externa pode ser obtida por meio da modificação dos algoritmos de junção, tais como a junção de laços aninhados ou a junção de laço único. Por exemplo, para obter a junção externa *à esquerda*, usamos a relação à esquerda como laço externo ou laço único porque toda tupla na relação à esquerda deve aparecer no resultado. Se houver tuplas correspondentes na outra relação, as tuplas que participam da junção serão produzidas e salvas no resultado. Entretanto, se nenhuma tupla correspondente for encontrada, a tupla ainda é incluída no resultado, porém, é completada com valor(es) *null*. Os algoritmos *sort-merge* e de junção *hash* também podem ser estendidos para gerar as junções externas.

De maneira alternativa, a junção externa pode ser obtida por meio da execução de uma combinação de operadores da álgebra relacional. Por exemplo, a operação de junção externa à esquerda mostrada acima é equivalente à seguinte seqüência de operações relacionais:

1. Calcule o JOIN (interno) das tabelas EMPREGADO e DEPARTAMENTO.

$$\text{TEMP1} \leftarrow \pi_{\text{UNOME, PNOME, DNOME}}(\text{EMPREGADO} \bowtie_{\text{DNO=DNUMERO}} \text{DEPARTAMENTO})$$

2. Encontre as tuplas de EMPREGADO que não aparecem no resultado do JOIN (interno).

$$\text{TEMP2} \leftarrow \pi_{\text{UNOME, PNOME}}(\text{EMPREGADO}) - \pi_{\text{UNOME, PNOME}}(\text{TEMP1})$$

3. Complete cada tupla de TEMP2 com valor *null* para o campo DNOME.

$$\text{TEMP2} \leftarrow \text{TEMP2} \times \text{'NULL'}$$

4. Aplique a operação UNION em TEMP1 e TEMP2 para produzir o resultado do LEFT OUTER JOIN.

$$\text{RESULTADO} \leftarrow \text{TEMP1} \cup \text{TEMP2}$$

O custo da junção externa, de acordo com o procedimento acima, seria a soma dos custos dos passos associados (junção interna, projeções e união). Entretanto, observe que o passo 3 pode ser realizado na relação temporária que está sendo construída no passo 2, ou seja, podemos simplesmente completar cada tupla resultante com um *null*. Além disso, no passo 4, sabemos que os dois operandos da união são disjuntos (não possuem tuplas em comum), assim, não há necessidade da eliminação de duplicatas.

15.6 Combinação de Operações Usando *Pipelines*

Em geral, uma consulta em SQL será traduzida em uma expressão da álgebra relacional, que é *uma seqüência de operações relacionais*. Se executarmos uma única operação por vez, deveremos gerar arquivos temporários no disco para manter os resultados dessas operações temporárias, criando uma sobrecarga excessiva. A geração e a ordenação de grandes arquivos temporários consomem muito tempo e podem ser desnecessárias em muitos casos, uma vez que esses arquivos serão imediatamente utilizados como entrada da próxima operação. Para reduzir o número de arquivos temporários, é comum gerar códigos de execução de consulta que correspondam a algoritmos de combinação das operações em uma consulta.

Por exemplo, em vez de ser implementado de maneira separada, um JOIN pode ser obtido pela combinação de duas operações SELECT sobre os arquivos de entrada e uma operação PROJECT final sobre o arquivo resultante; tudo isso é implementado por um algoritmo com dois arquivos de entrada e um único arquivo de saída. Em vez de criar quatro arquivos temporários, aplicamos o algoritmo diretamente e obtemos apenas um arquivo de resultado. Na Seção 15.7.2 veremos como a otimização heurística da álgebra relacional pode agrupar operações para a execução. Essa operação é chamada de ***pipelining*** ou **processamento baseado em fluxo (*stream-based*)**.

É comum criar dinamicamente o código de execução da consulta a fim de implementar múltiplas operações. O código gerado para produzir a consulta combina diversos algoritmos que correspondem às operações individuais. Conforme as tuplas do resultado de uma operação são produzidas, elas são fornecidas como entrada para as operações subseqüentes. Por exemplo, se uma operação de junção for executada após duas operações de seleção sobre relações base, as tuplas resultantes de cada seleção são fornecidas, conforme forem produzidas, como entrada para o algoritmo de junção em um **fluxo (*stream*)** ou ***pipeline*.**

15.7 Utilização de Heurísticas na Otimização de Consultas

Nesta seção analisaremos técnicas de otimização que utilizam regras heurísticas para modificar a representação interna de uma consulta — que geralmente está na forma de estrutura de dados de árvore de consulta ou de um grafo de consulta — a fim de melhorar seu desempenho. O analisador sintático de uma consulta de alto nível primeiro gera uma *representação interna inicial*, que depois é otimizada de acordo com regras de heurística. Na seqüência, um plano de execução de consulta é gerado para executar grupos de operações com base nos caminhos de acesso disponíveis para os arquivos envolvidos na consulta.

Uma das principais **regras heurísticas** é aplicar as operações SELECT e PROJECT *antes* de aplicar o JOIN ou outras operações binárias. Isso se deve ao tamanho do arquivo resultante de uma operação binária — tal como o JOIN —, que geralmente é uma função multiplicativa dos tamanhos dos arquivos de entrada. As operações SELECT e PROJECT reduzem o tamanho de um arquivo e, por isso, devem ser aplicadas *antes* de uma junção ou outra operação binária.

Começaremos na Seção 15.7.1 apresentando as notações de árvore de consulta e de grafo de consulta. Elas podem ser utilizadas como a base para as estruturas de dados que são utilizadas na representação interna de consultas. Uma árvore de consulta é utilizada para representar uma expressão da álgebra relacional ou da álgebra relacional estendida, enquanto um grafo de consulta é usado para representar uma expressão do cálculo relacional. Depois mostraremos na Seção 15.7.2 como as regras de otimização heurísticas são aplicadas para converter uma árvore de consulta em uma **árvore de consulta equivalente**, a qual representa uma expressão diferente da álgebra relacional, que é executada de forma mais eficiente, mas que produz o mesmo resultado que a expressão original. Também analisaremos a equivalência de várias expressões da álgebra relacional. Finalmente a Seção 15.7.3 discutirá a geração de planos de execução de consultas.

15.7.1 Notação de Árvores de Consulta e de Grafos de Consulta

Uma **árvore de consulta** é uma estrutura de dados de árvore que corresponde a uma expressão da álgebra relacional. Ela representa as relações de entrada de uma consulta como *nós folhas* da árvore e representa as operações da álgebra relacional como nós internos. Uma execução de árvore de consulta consiste na execução de uma operação de nó interno sempre que seus operandos estiverem disponíveis — e depois da substituição do nó interno pela relação que resulta da execução da operação. A execução termina quando o nó raiz é executado e produz a relação de resultado da consulta.

A Figura 15.4a mostra uma árvore de consulta para a consulta Q2 dos capítulos 5 a 8: para cada projeto localizado em 'Stafford', recupere o número do projeto, o número do departamento responsável e o último nome, o endereço e a data de nascimento do gerente do departamento. Essa consulta é especificada no esquema relacional da Figura 5.5 e corresponde à seguinte expressão da álgebra relacional:

$$\pi_{\text{PNUMERO, DNUM, UNOME, ENDERECO, DATANASC}}\left(\left(\left(\sigma_{\text{PLOCALIZACAO='STAFFORD'}}(\text{PROJETO})\right)\right.\right.$$
$$\left.\left.\bowtie_{\text{DNUM=DNUMERO}}(\text{DEPARTAMENTO})\right)\bowtie_{\text{GERSSN=SSN}}(\text{EMPREGADO})\right)$$

Isso corresponde à seguinte consulta SQL:

```
Q2: SELECT P.PNUMERO, P.DNUM, E.UNOME, E.ENDERECO, E.DATANASC
    FROM   PROJETO AS P, DEPARTAMENTO AS D, EMPREGADO AS E
    WHERE  P.DNUM=D.DNUMERO AND D.GERSSN=E.SSN AND
           P.PLOCALIZACAO='Stafford';
```

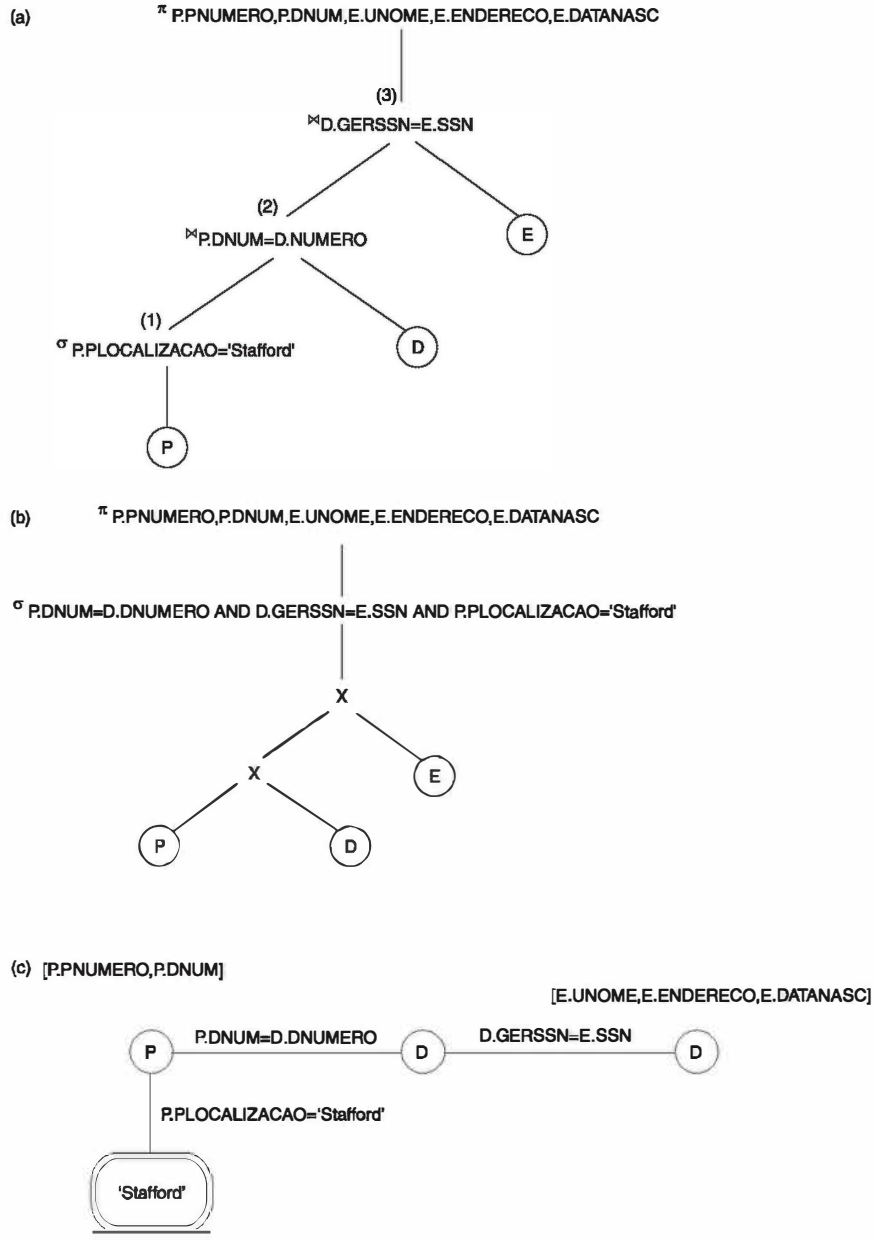


FIGURA 15.4 Duas árvores de consulta para a consulta Q2. (a) Árvore de consulta correspondente à expressão da álgebra relacional para Q2. (b) Árvore de consulta inicial (canônica) para a consulta SQL Q2. (c) Gráfico de consulta para Q2.

Na Figura 15.4a as três relações PROJETO, DEPARTAMENTO e EMPREGADO são representadas pelos nós folhas P, D e E, enquanto as operações de álgebra relacional da expressão são representadas pelos nós internos da árvore. Quando essa árvore de consulta é executada, o nó rotulado com (1) na Figura 15.4a deve começar a sua execução antes do nó (2), porque algumas tuplas resultantes da operação (1) devem estar disponíveis antes que possamos começar a execução da operação (2). De maneira similar, o nó (2) deve iniciar sua execução e produzir resultados antes que o nó (3) possa começar a sua execução, e assim por diante.

Conforme podemos observar, a árvore de consulta representa uma ordem específica de operações para a execução de uma consulta. Uma representação mais neutra de uma consulta é a notação de **grafo de consulta**. A Figura 15.4c mostra o grafo de consulta para a consulta Q2. As relações da consulta são representadas pelos **nós de relação**, que são denotados por círculos de borda única. Valores de constantes, em geral oriundos das condições de seleção da consulta, são representados pelos **nós de constante**, que são denotados por círculos de borda dupla ou por ovais. As condições de seleção e junção são representadas por **arestas** do grafo, conforme é mostrado na Figura 15.4c. Finalmente, os atributos a serem recuperados de cada relação são apresentados entre colchetes acima de cada relação.

A representação de grafo de consulta não indica uma ordem na qual as operações devem ser realizadas primeiro. Há apenas um único grafo correspondente a cada consulta.[15] Embora algumas técnicas de otimização sejam baseadas em grafos de consulta, é comumente aceito que as árvores de consulta são preferíveis porque, na prática, o otimizador de consulta precisa mostrar a ordem das operações para a execução da consulta, o que não é possível em grafos de consulta.

15.7.2 Otimização Heurística de Árvores de Consulta

Em geral, muitas expressões diferentes da álgebra relacional — e, por isso, muitas árvores de consulta diferentes — podem ser equivalentes, ou seja, elas podem corresponder à mesma consulta.[16] O analisador sintático irá gerar uma **árvore de consulta inicial**, que corresponde à consulta SQL, sem fazer nenhuma otimização. Por exemplo, para uma consulta de seleção-projeção-junção, tal como Q2, a árvore inicial é mostrada na Figura 15.4b. Primeiro é aplicado o CARTESIAN PRODUCT (PRODUTO CARTESIANO) das relações especificadas na cláusula FROM, seguido da projeção para os atributos da cláusula SELECT. Tal árvore de consulta canônica representa uma expressão da álgebra relacional que é *muito ineficiente se executada diretamente* por causa das operações CARTESIAN PRODUCT (**X**). Por exemplo, se as relações PROJETO, DEPARTAMENTO e EMPREGADO tivessem registro de tamanho 100, 50 e 150 bytes, e contivessem 100, 20 e 5.000 tuplas, respectivamente, o resultado do CARTESIAN PRODUCT conteria 10 milhões de tuplas com registros de tamanho de 300 bytes cada. Entretanto, a árvore de consulta da Figura 15.4b é uma forma padrão simples que pode ser criada facilmente. Agora é uma tarefa do otimizador heurístico de consulta transformar essa árvore de consulta inicial em uma **árvore de consulta final** que seja eficiente para ser executada.

O otimizador deve incluir regras de equivalência entre expressões da álgebra relacional que possam ser aplicadas à árvore inicial. Então as regras de heurística para otimização de consultas utilizam essas expressões equivalentes para transformar a árvore inicial na árvore de consulta otimizada final. Primeiro, discutimos informalmente como uma árvore de consulta é transformada por meio do uso de heurísticas. Depois, vimos regras gerais de transformação e mostramos como elas podem ser utilizadas no otimizador algébrico heurístico.

Exemplo de Transformação de uma Consulta. Considere a seguinte consulta Q no banco de dados da Figura 5.5: "Encontre os últimos nomes dos empregados nascidos após 1957 que trabalham no projeto 'Aquarius'". Essa consulta pode ser especificada em SQL como segue:

```
Q:  SELECT   UNOME
    FROM     EMPREGADO, TRABALHA_EM, PROJETO
    WHERE    PNOME= 'AQUARIUS' AND PNUMERO=NRP AND ESSN=SSN
               AND DATANASC > '31-12-1957';
```

A árvore de consulta inicial para Q é mostrada na Figura 15.5a. Primeiramente a execução direta dessa árvore cria um arquivo muito grande contendo o CARTESIAN PRODUCT dos arquivos inteiros EMPREGADO, TRABALHA_EM e PROJETO. Entretanto, a consulta precisa apenas de um registro da relação PROJETO — o do projeto 'Aquarius' — e dos registros de EMPREGADO daqueles cujas datas de nascimento sejam posteriores a '31-12-1957'. A Figura 15.5b mostra uma árvore de consulta aperfeiçoada que primeiro aplica as operações SELECT para reduzir o número de tuplas que aparecem no CARTESIAN PRODUCT.

Uma melhora mais significativa é alcançada trocando a posição das relações EMPREGADO e PROJETO na árvore, conforme mostrado na Figura 15.5c. Nesse caso, usa-se a informação de que PNUMERO é um atributo-chave da relação projeto e, por isso, a operação SELECT na relação PROJETO irá recuperar apenas um único registro. Podemos melhorar ainda mais a árvore de consulta substituindo qualquer operação CARTESIAN PRODUCT que seja seguida de uma condição de junção por uma operação JOIN, conforme mostrado na Figura 15.5d. Outra melhoria é manter apenas os atributos necessários para as operações subseqüentes nas relações intermediárias, por meio da inclusão de operações PROJECT (π) o mais cedo possível na árvore de consulta, confor-

15 Por isso um grafo de consulta corresponde a uma expressão do *cálculo relacional* (Capítulo 6).

16 Uma consulta também pode ser expressa de várias maneiras em uma linguagem de alto nível tal como a SQL (Capítulo 8).

me mostrado na Figura 15.5e. Isso reduz os atributos (colunas) das relações intermediárias, enquanto as operações SELECT reduzem o número de tuplas (registros).

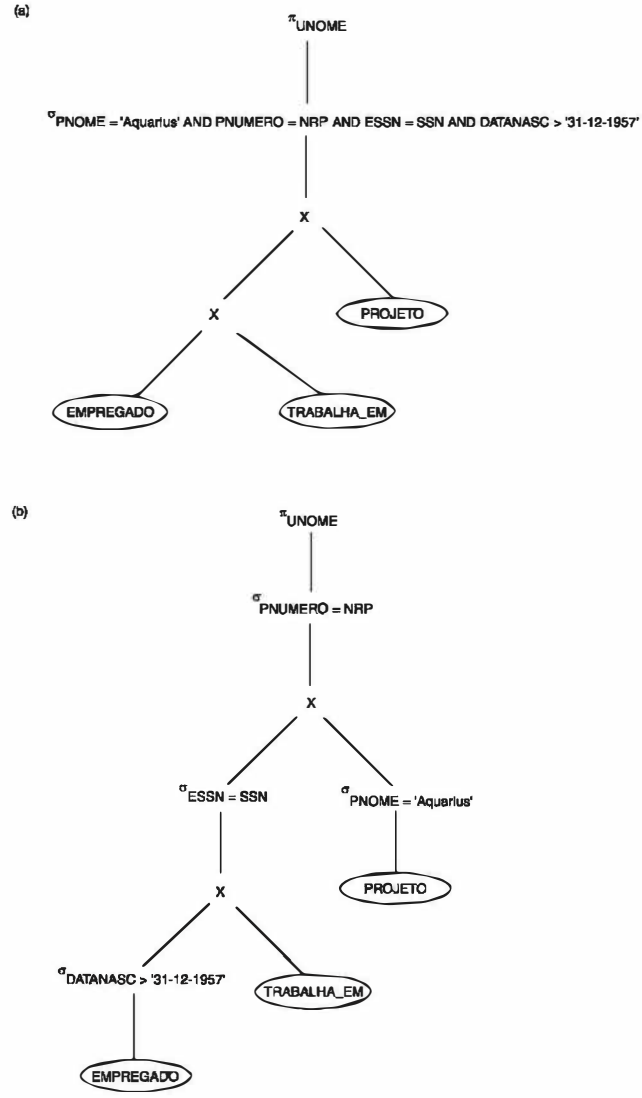


FIGURA 15.5 Passos na conversão de uma árvore de consulta durante a otimização heurística. (a) Árvore de consulta inicial (canônica) para a consulta SQL Q. (b) Transferência das operações SELECT para baixo na árvore de consulta.

Como o exemplo anterior demonstra, uma árvore de consulta pode ser transformada passo a passo em outra árvore de consulta mais eficiente de ser executada. Entretanto, devemos nos assegurar de que os passos de transformação sempre levem a uma árvore de consulta equivalente. Para fazê-lo, o otimizador de consulta deve saber quais regras de transformação preservam essa equivalência. Analisaremos algumas dessas regras de transformação a seguir.

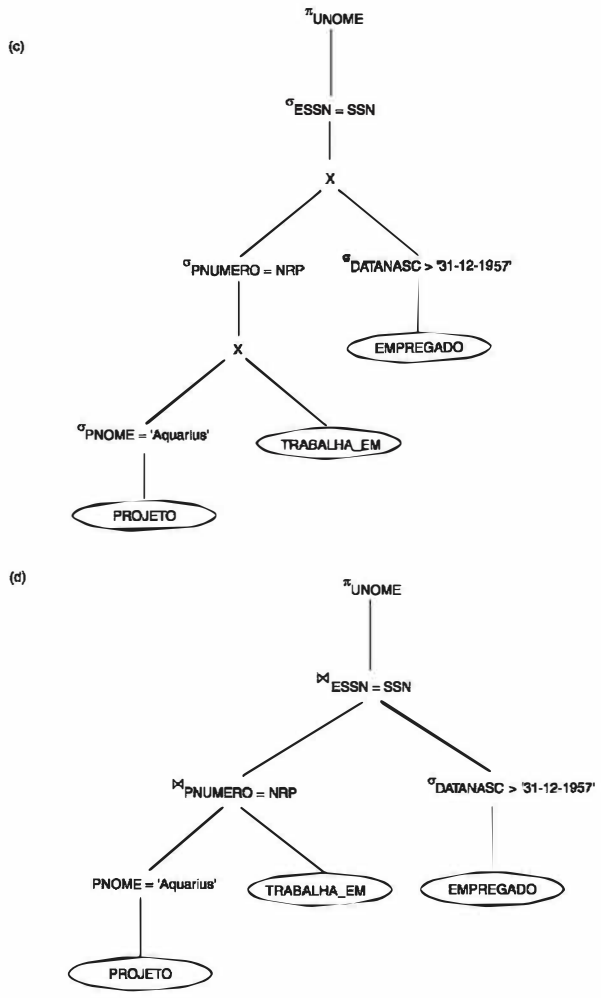


FIGURA 15.5 Passos na conversão de uma árvore de consulta durante a otimização heurística. (c) Aplicação, em primeiro lugar, da operação SELECT mais restritiva. (d) Substituindo CARTESIAN PRODUCT e SELECT por operações JOIN. (*continua*ção)

Regras Gerais de Transformação para Operações da Álgebra Relacional. Há muitas regras de transformação de expressões da álgebra relacional em operações equivalentes. Aqui estamos interessados no significado dessas operações e nas relações resultantes. Por isso, se duas relações tiverem o mesmo conjunto de atributos em *ordens diferentes*, mas se as duas relações representarem a mesma informação, consideraremos as relações equivalentes. Na Seção 5.1.2 demos uma definição alternativa para *relação* que torna a ordem dos atributos irrelevante; usaremos essa definição aqui. Agora declaramos algumas regras de transformação que são úteis na otimização de consultas, sem prová-las:

1. Cascata de σ: Uma condição de seleção conjuntiva pode ser quebrada em uma cascata (ou seja, uma seqüência) de operações σ individuais:
   $\sigma_{c1 \text{ AND } c2 \text{ AND } \ldots \text{ AND } cn}(R) \equiv \sigma_{c1}(\sigma_{c2}(\ldots(\sigma_{cn}(R))\ldots))$
2. Comutatividade de σ: A operação σ é comutativa:
   $\sigma_{c1}(\sigma_{c2}(R)) \equiv \sigma_{c2}(\sigma_{c1}(R))$

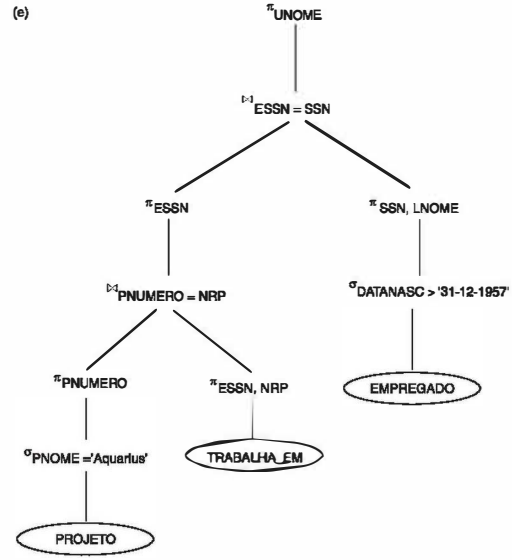


FIGURA 15.5 Passos na conversão de uma árvore de consulta durante a otimização heurística. (e) Transferência das operações PROJECT para baixo na árvore de consulta. (*continuação*)

3. Cascata de π: Em uma cascata (seqüência) de operações π, todas, exceto a última, podem ser ignoradas:
   $\pi_{Lista1}(\pi_{Lista2}(\ldots(\pi_{Listan}(R))\ldots)) \equiv \pi_{Lista1}(R)$

4. Comutatividade de σ e π: Se a condição de seleção c envolver apenas aqueles atributos $A_1, \ldots, A_n$ da lista de projeção, as duas operações podem ser comutadas:
   $\pi_{A1, A2, \ldots, An}(\sigma_c(R)) \equiv \sigma_c(\pi_{A1,A2, \ldots, An}(R))$

5. Comutatividade de $\bowtie$ (e $\times$): A operação $\bowtie$ é comutativa, assim como a operação $\times$:

   $R \bowtie_c S \equiv S \bowtie_c R$
   $R \times S \equiv S \times R$

   Observe que, embora a ordem dos atributos possa não ser a mesma nas relações resultantes das duas junções (ou dos dois produtos cartesianos), o 'significado' é o mesmo porque a ordem dos atributos não é importante na definição alternativa de relação.

6. Comutatividade de σ e $\bowtie$ (ou $\times$): Se todos os atributos da condição de seleção c envolverem apenas os atributos de uma das relações participantes da junção — digamos, R —, as duas operações podem ser comutadas como segue:

   $\sigma_c(R \bowtie S) \equiv (\sigma_c(R)) \bowtie S$

   De maneira alternativa, se a condição de seleção c puder ser escrita como ($c1$ AND $c2$), na qual a condição $c1$ envolver apenas os atributos de R e a condição $c2$ envolver apenas os atributos de S, as operações comutam da seguinte forma:

   $\sigma_c(R \bowtie S) \equiv (\sigma_{c1}(R)) \bowtie (\sigma_{c2}(S))$

   As mesmas regras se aplicam se $\bowtie$ for trocado por uma operação $\times$.

7. Comutatividade de π e $\bowtie$ (ou $\times$): Suponha que a lista de projeção seja $L = \{A_1, \ldots, A_n, B_1, \ldots, B_m\}$, onde $A_1, \ldots, A_n$ são atributos de R e $B_1, \ldots, B_m$ são atributos de S. Se a condição de junção c envolver apenas atributos que estão em L, as duas operações podem ser comutadas como segue:
   $\pi_L(R \bowtie_c S) \equiv (\pi_{A1, \ldots, An}(R)) \bowtie_c (\pi_{B1, \ldots, Bm}(S))$
   Se a condição de junção c possuir atributos adicionais que não estão em L, estes devem ser acrescidos à lista de projeção, e uma operação π final é necessária. Por exemplo, se os atributos $A_{n+1}, \ldots, A_{n+k}$ de R e $B_{m+1}, \ldots, B_{m+p}$ de S

estiverem envolvidos na condição de junção c, mas não estiverem na lista de projeção L, então as operações se comutam da seguinte forma:

$\pi_L(R \bowtie_c S) \equiv \pi_L((\pi_{A1, \ldots, An, An+1, \ldots, An+k}(R)) \bowtie_c (\pi_{B1, \ldots, Bm, Bm+1, \ldots, Bm+p}(S)))$

Para × não há condição c, de forma que a primeira regra de transformação sempre se aplica substituindo $\bowtie_c$ por ×.

8. Comutatividade de operações de conjunto: As operações de conjunto ∪ e ∩ são comutativas, porém – não é.
9. Associatividade de ⋈, ×, ∪ e ∩: Essas quatro operações são associativas individualmente, ou seja, se θ significar qualquer uma dessas quatro operações (na expressão inteira), temos:
   $(R \theta S) \theta T \equiv R \theta (S \theta T)$
10. Comutatividade de σ e das operações de conjunto: A operação σ comuta com as operações ∪, ∩ e –. Se θ significar qualquer uma dessas três operações (na expressão inteira), temos:
    $\sigma_c(R \theta S) \equiv (\sigma_c(R)) \theta (\sigma_c(S))$
11. A operação π comuta com ∪:
    $\pi_L(R \cup S) \equiv (\pi_L(R)) \cup (\pi_L(S))$
12. Conversão de uma seqüência (σ, ×) em ⋈: Se a condição c de uma σ que siga uma × corresponder a uma condição de junção, converta a seqüência (σ, ×) em uma ⋈ conforme mostrado a seguir:
    $\sigma_c(R \times S)) \equiv (R \bowtie_c S)$

Há outras transformações possíveis. Por exemplo, uma condição de seleção ou de junção c pode ser convertida em uma condição equivalente por meio do uso das seguintes regras (Leis de DeMorgan):

```
NOT (c1 AND c2) ≡ (NOT c1) OR (NOT c2)
NOT (c1 OR c2) ≡ (NOT c1) AND (NOT c2)
```

Transformações adicionais discutidas nos capítulos 5 e 6 não serão repetidas aqui. Veremos a seguir como as transformações podem ser usadas na otimização heurística.

Esboço de um Algoritmo de Otimização Algébrica Heurística. Agora podemos esboçar os passos de um algoritmo que utiliza algumas das regras acima para transformar uma árvore de consulta inicial em uma árvore otimizada que seja mais eficiente para ser executada (na maioria dos casos). O algoritmo irá levar a transformações similares àquelas vistas em nosso exemplo da Figura 15.5. Os passos do algoritmo são os seguintes:

1. A regra 1, ao ser usada, quebra quaisquer operações SELECT com condições conjuntivas em uma cascata de operações SELECT, permitindo um maior grau de liberdade para transferir operações SELECT para ramos diferentes e abaixo na árvore.
2. Usando as regras 2, 4, 6 e 10 relativas à comutatividade do SELECT com outras operações, move cada operação SELECT o mais longe para baixo na árvore que for permitido pelos atributos envolvidos na condição de seleção.
3. Usando as regras 5 e 9, relativas à comutatividade e associatividade de operações binárias, rearranja os nós folhas da árvore utilizando o seguinte critério: primeiro, posiciona as relações do nó folha com as operações SELECT mais restritivas, de forma que elas sejam executadas primeiro na representação de árvore de consulta. A definição de SELECT *mais restritivo* significa aquele que produz uma relação com menor número de tuplas ou com o menor tamanho absoluto.[17] Uma outra possibilidade é definir o SELECT mais restritivo como sendo aquele com a menor seletividade; isso é mais prático porque estimativas de seletividade freqüentemente estão disponíveis no catálogo do SGBD. Segundo, assegura que a ordem dos nós folhas não cause operações CARTESIAN PRODUCT; por exemplo, se duas relações com o SELECT mais restritivo não têm condição de junção direta entre elas, pode ser desejável alterar a ordem dos nós folhas para evitar produtos cartesianos.[18]
4. Usando a regra 12, combina uma operação CARTESIAN PRODUCT com uma operação SELECT subseqüente na árvore, gerando uma operação JOIN se a condição representa uma condição de junção.
5. Usando as regras 3, 4, 7 e 11, relativas à cascata de PROJECT e à comutação de PROJECT com outras operações, quebra e transfere as listas de atributos de projeção para baixo na árvore, o mais longe possível, por meio da criação de novas operações PROJECT conforme necessário. Apenas aqueles atributos necessários no resultado da consulta e nas operações subseqüentes na árvore de consulta devem ser mantidos após cada operação PROJECT.

17 Ambas as definições podem ser usadas, uma vez que essas regras são heurísticas.

18 Observe que um produto cartesiano é aceitável em alguns casos — por exemplo, se cada relação possuir apenas uma única tupla porque cada uma tinha, anteriormente, uma condição de seleção em um campo-chave.

6. Identifica subárvores que representam grupos de operações que podem ser executadas por um único algoritmo.

Em nosso exemplo, a Figura 15.5b mostra a árvore da Figura 15.5a após a aplicação dos passos 1 e 2 do algoritmo; a Figura 15.5c mostra a árvore após o passo 3; a Figura 15.5d após o passo 4; e a Figura 15.5e após o passo 5. No passo 6 podemos agrupar as operações na subárvore cuja raiz é π_{ESSN} em um único algoritmo. Também podemos agrupar as operações restantes em uma outra subárvore, na qual as tuplas resultantes do primeiro algoritmo substituem a subárvore cuja raiz é a operação π_{ESSN}, porque o primeiro agrupamento significa que essa subárvore é executada primeiro.

Sumário de Heurísticas para Otimização Algébrica. Agora resumiremos as heurísticas básicas para a otimização algébrica. A principal heurística é aplicar primeiro as operações que reduzem o tamanho dos resultados intermediários. Isso inclui a realização, o mais cedo possível, de operações SELECT, a fim de reduzir o número de tuplas e operações PROJECT para diminuir o número de atributos. Isso é feito por meio da transferência de operações SELECT e PROJECT o mais para baixo possível na árvore. Além disso, as operações SELECT e JOIN, que são mais restritivas — isto é, resultam em relações com menor número de tuplas ou com menor tamanho absoluto —, devem ser executadas antes de outras operações similares. Isso é feito por meio da reordenação, entre eles próprios, dos nós folhas da árvore, enquanto se evita os produtos cartesianos, e por meio do ajuste apropriado do resto da árvore.

15.7.3 Conversão de Árvores de Consulta em Planos de Execução de Consulta

Um plano de execução para uma expressão de álgebra relacional representada como uma árvore de consulta inclui informações sobre os métodos de acesso disponíveis para cada relação, bem como os algoritmos a serem utilizados na computação dos operadores relacionais representados na árvore. Como um exemplo simples, considere a consulta Q1 do Capítulo 5, cuja expressão correspondente da álgebra relacional é

$$\pi_{PNOME,UNOME,ENDERECO}(\sigma_{DNOME='PESQUISA'}(DEPARTAMENTO) \bowtie_{DNUMERO = DNO} EMPREGADO)$$

A árvore de consulta é mostrada na Figura 15.6. Para converter isso em um plano de execução, o otimizador poderia escolher um índice de busca para a operação SELECT (supondo que exista um), uma varredura de tabela como método de acesso para EMPREGADO, um algoritmo de junção de laços aninhados para a junção e uma varredura do resultado do JOIN para o operador PROJECT. Além disso, a abordagem escolhida para a execução da consulta pode especificar uma avaliação materializada ou por *pipeline*.

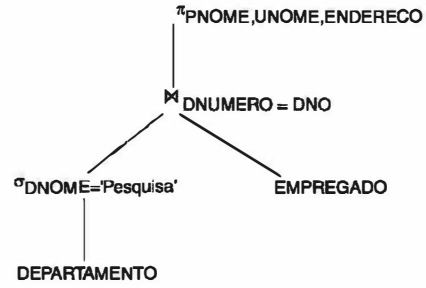


FIGURA 15.6 Uma árvore de consulta para a consulta Q1.

Com a **avaliação materializada**, o resultado de uma operação é armazenado como uma relação temporária (ou seja, o resultado é *materializado fisicamente*). Por exemplo, a operação de junção pode ser computada e todo o resultado armazenado como uma relação temporária, a qual depois é lida como entrada pelo algoritmo que computa a operação PROJECT, o qual produz a tabela de resultado da consulta. Porém, com a **avaliação por *pipeline***, conforme as tuplas resultantes de uma operação são produzidas, elas são encaminhadas diretamente para a próxima operação na seqüência da consulta. Por exemplo, conforme as tuplas selecionadas de DEPARTAMENTO são produzidas pela operação SELECT, elas são colocadas em um *buffer*; depois, o algoritmo da operação JOIN consumiria as tuplas do *buffer*, e aquelas tuplas que resultam da operação JOIN são encaminhadas por *pipeline* para o algoritmo da operação de projeção. A vantagem do *pipeline* é a economia de custo, por não ter de escrever os resultados intermediários no disco e por não ter de lê-los de volta para a próxima operação.

15.8 Utilização de Seletividade e Estimativa de Custo na Otimização de Consultas

Um otimizador de consultas não deve depender somente de regras heurísticas; ele também deve estimar e comparar os custos da execução de uma consulta usando diferentes estratégias de execução — e deve escolher a estratégia com a *menor estimativa de custo*. Para essa abordagem funcionar, estimativas precisas de custo são necessárias, de forma que diferentes estratégias sejam comparadas de maneira correta e realista. Além disso, devemos limitar o número de estratégias de execução a ser considerado; caso contrário, muito tempo será gasto fazendo as estimativas de custo para as muitas estratégias de execução possíveis. Por isso, essa abordagem é mais adequada para **consultas compiladas**, nas quais a otimização é feita em tempo de compilação e o código da estratégia de execução resultante é armazenado e executado diretamente em tempo de execução. Para **consultas interpretadas**, nas quais todo o processo mostrado na Figura 15.1 ocorre em tempo de execução, uma otimização em escala completa pode diminuir a velocidade do tempo de resposta. Uma otimização mais elaborada é indicada para consultas compiladas, enquanto uma otimização parcial, que consuma menos tempo, funciona melhor para consultas interpretadas.

Chamamos essa abordagem de **otimização de consulta baseada no custo**,[19] e ela usa as técnicas tradicionais de otimização que buscam, no *espaço de soluções* para um problema, uma solução que minimize uma função (de custo) objetiva. As funções de custo utilizadas na otimização de consultas são estimativas e não funções exatas de custo, de forma que a otimização pode selecionar uma estratégia de execução de consulta que não seja a estratégia ótima. Na Seção 15.8.1 veremos os componentes do custo da execução de uma consulta. Na Seção 15.8.2 discutiremos o tipo de informação necessária nas funções de custo — informação mantida no catálogo do SGBD. Na Seção 15.8.3 daremos exemplos de funções de custo para a operação SELECT, e na Seção 15.8.4 analisaremos funções de custo para operações JOIN de duas vias. A Seção 15.8.5 discutirá as junções de múltiplas vias e a Seção 15.8.6 dará um exemplo.

15.8.1 Componentes do Custo para a Execução de um Consulta

O custo da execução de uma consulta inclui os seguintes componentes:

1. *Custo de acesso ao armazenamento secundário*: Esse é o custo da busca, da leitura e da escrita de blocos de dados que residem em armazenamento secundário, principalmente em discos. O custo da busca por registros em um arquivo depende dos tipos de estruturas de acesso daquele arquivo, tais como ordenação, *hashing* e índices primários e secundários. Além disso, fatores tais, como se os blocos de arquivo são alocados de maneira adjacente no mesmo cilindro do disco ou se são espalhados no disco, afetam o custo de acesso.
2. *Custo de armazenamento*: Esse é o custo de armazenamento de quaisquer arquivos temporários que sejam gerados por uma estratégia de execução para a consulta.
3. *Custo de computação*: Esse é o custo da realização, na memória, das operações sobre os *buffers* de dados durante a execução da consulta. Tais operações incluem a busca e a ordenação de registros, a fusão (*merging*) de registros em uma junção e a realização de cálculos em valores de campos.
4. *Custo do uso de memória*: Esse é o custo referente ao número de *buffers* de memória necessários durante a execução da consulta.
5. *Custo de comunicação*: Esse é o custo do transporte da consulta e de seus resultados de um *site* de banco de dados para o *site* ou terminal onde a consulta se originou.

Para grandes bancos de dados, a ênfase principal é na minimização do custo de acesso ao armazenamento secundário. Funções simples de custo ignoram outros fatores e comparam as diferentes estratégias de execução da consulta em função do número de transferências de blocos entre o disco e a memória principal. Para bancos de dados menores, nos quais a maioria dos dados dos arquivos envolvidos em uma consulta pode ser armazenada completamente na memória, a ênfase é a minimização do custo de computação. Em bancos de dados distribuídos, nos quais muitos *sites* estão envolvidos (Capítulo 25), o custo de comunicação também deve ser minimizado. É difícil incluir todos esses componentes de custo em uma função de custo (ponderada) por causa da dificuldade em atribuir pesos adequados aos componentes do custo. Essa é a razão pela qual algumas funções de custo consideram apenas um único fator — acesso a disco. Na próxima seção, veremos algumas das informações que são necessárias para a formulação de funções de custo.

---

19 Essa abordagem foi utilizada pela primeira vez no otimizador do SGBD experimental SYSTEM R, desenvolvido na IBM.

15.8.2 Informações de Catálogo Utilizadas nas Funções de Custo

Para estimar os custos de várias estratégias de execução, devemos manter atualizadas quaisquer informações que sejam necessárias para as funções de custo. Essas informações podem ser armazenadas no catálogo do SGBD, onde são acessadas pelo otimizador de consulta. Primeiro, devemos saber o tamanho de cada arquivo. Para um arquivo cujos registros são todos de um mesmo tipo, também podem ser necessários o **número de registros (tuplas)** (r), o **tamanho** (médio) **do registro** (R) e o **número de blocos** (b) (ou boas estimativas deles). O **fator de divisão em blocos** (bfr) para o arquivo também pode ser necessário. Devemos nos manter a par do *método de acesso primário* e dos *atributos de acesso primário* de cada arquivo. Os registros do arquivo podem estar desordenados, ordenados segundo um atributo com ou sem um índice primário ou *clustering*, ou podem estar em um *hash* para um atributo-chave. Também são mantidas informações sobre todos os índices secundários e atributos de indexação. O **número de níveis** (x) de cada índice multinível (primário, secundário ou *clustering*) é necessário para as funções de custo que estimam o número de acessos a blocos que ocorrem durante a execução da consulta. Em algumas funções de custo, é necessário o **número de blocos de primeiro nível de índice** (b_{I1}).

Um outro parâmetro importante é o **número de valores distintos** (d) de um atributo e sua **seletividade** (sl), que é uma fração dos registros que satisfazem uma condição de igualdade baseada no atributo. Isso permite a estimativa da **cardinalidade da seleção** ($s = sl * r$) de um atributo, que é o número *médio* de registros que irão satisfazer uma condição de seleção de igualdade baseada no atributo. Para um *atributo-chave*, $d = r$, $sl = 1/r$ e $s = 1$. Para um *atributo que não é chave*, por meio da suposição de que os d valores distintos estão distribuídos uniformemente entre os registros, estimamos $sl = (1/d)$, portanto, $s = (r/d)$.[20]

Informações como o número de níveis de índice são mantidas facilmente porque elas não se alteram com muita freqüência. Entretanto, outras informações podem se alterar freqüentemente; por exemplo, o número de registros r de um arquivo se altera toda vez que um registro é incluído ou excluído. O otimizador de consulta precisará de valores razoavelmente próximos a esses parâmetros para uso na estimativa de custo das várias estratégias de execução, mas não necessariamente de valores exatamente atualizados até o último minuto. Nas duas próximas seções, examinamos como alguns desses parâmetros são utilizados em funções de custo de um otimizador de consulta baseado em custos.

15.8.3 Exemplos de Funções de Custo para SELECT

Agora vamos obter as funções de custo para os algoritmos de seleção S1 até S8 discutidos na Seção 15.3.1 em função do *número de transferência de blocos* entre a memória e o disco. Essas funções de custo são estimativas que ignoram o tempo de processamento, o custo de armazenamento e outros fatores. O custo para o método Si é denotado por C_{Si} acessos a blocos.

- S1. *Abordagem de busca linear (força bruta)*: Buscamos em todos os blocos de arquivo para recuperar todos os registros que satisfaçam a condição de seleção, por isso, $C_{S1a} = b$. Para uma condição de igualdade baseada em uma chave, em média, apenas a metade dos blocos de arquivo é pesquisada antes de encontrar o registro, portanto, $C_{S1b} = (b/2)$ se o registro for encontrado; se nenhum registro satisfizer a condição, $C_{S1b} = b$.
- S2. *Busca binária*: Essa busca acessa aproximadamente $C_{S2} = log_2 b + \lceil (s/bfr) \rceil - 1$ blocos de arquivo. Isso se reduz a $log_2 b$ se a condição de igualdade for sobre um atributo único (chave), porque $s = 1$ nesse caso.
- S3. *Uso de um índice primário (S3a) ou uma chave de* hash *(S3b) para recuperar um único registro*: Para um índice primário, recupera um bloco a mais que o número de níveis de índice, por isso, $C_{S3a} = x + 1$. Para o *hashing*, a função de custo é aproximadamente $C_{S3b} = 1$ para *hashing* estático ou *hashing* linear, e 2 para o *hashing* extensível (Capítulo 13).
- S4. *Uso de um índice ordenado para recuperar múltiplos registros*: Se a condição de comparação for >, >=, < ou <= baseada em um campo-chave com um índice ordenado, de modo grosseiro, a metade dos registros do arquivo irá satisfazer a condição. Isso dá uma função de custo de $C_{S4} = x + (b/2)$. Essa é uma estimativa muito grosseira e, embora possa estar correta na média, ela pode ser bastante imprecisa em casos individuais.
- S5. *Uso de um índice clustering para recuperar múltiplos registros*: Dada uma condição de igualdade, s registros irão satisfazer a condição, onde s é a cardinalidade da seleção do atributo de indexação. Isso significa que $\lceil (s/bfr) \rceil$ blocos de arquivo serão acessados, dando $C_{S5} = x + \lceil (s/bfr) \rceil$.
- S6. *Uso de um índice secundário (árvore-B^+)*: Em uma comparação de *igualdade*, s registros irão satisfazer a condição, onde s é a cardinalidade da seleção do atributo de indexação. Entretanto, como não é um índice *clustering*, cada um dos registros pode residir em blocos diferentes, de forma que o custo estimado (pior caso) seja $C_{S6a} = x + s$. Isso se reduz a $x + 1$ para um atributo-chave de indexação. Se a condição de comparação for >, >=, < ou <=, e se

20 Conforme mencionamos anteriormente, otimizadores mais precisos podem armazenar histogramas da distribuição dos registros segundo os valores de um atributo.

supõe que a metade dos registros do arquivo satisfaça a condição, então (muito grosseiramente) a metade dos blocos de primeiro nível do índice é acessada, mais a metade dos registros do arquivo por meio do índice. A estimativa de custo para esse caso é, aproximadamente, $C_{S6b} = x + (b_{I1}/2) + (r/2)$. A parcela $r/2$ pode ser refinada se melhores estimativas de seletividade estiverem disponíveis.

- S7. *Seleção conjuntiva*: Podemos utilizar tanto S1 quanto um dos métodos S2 a S6 discutidos acima. No último caso, usamos uma condição para recuperar os registros e depois verificamos no *buffer* de memória se cada registro recuperado satisfaz as demais condições da conjunção.
- S8. *Seleção conjuntiva utilizando um índice composto*: O mesmo que S3a, S5 ou S6a, dependendo do tipo do índice.

Exemplo do Uso de Funções de Custo. Em um otimizador de consulta, é comum as várias estratégias possíveis para a execução de uma consulta serem enumeradas e os custos das diferentes estratégias serem estimados. Uma técnica de otimização, tal como a programação dinâmica, pode ser utilizada para encontrar eficientemente a estimativa de custo ótima (menor), sem ter de considerar todas as possíveis estratégias de execução. Não analisaremos algoritmos de otimização aqui; em vez disso, usaremos um exemplo simples para ilustrar como as estimativas de custo podem ser utilizadas. Suponha que o arquivo EMPREGADO da Figura 5.5 possua $r_E = 10.000$ registros armazenados em $b_E = 2.000$ blocos de disco com fator de divisão em blocos $bfr_E = 5$ registros/bloco e os seguintes caminhos de acesso:

1. Um índice *clustering* para SALARIO, com níveis $x_{SALARIO} = 3$ e cardinalidade média da seleção $s_{SALARIO} = 20$.
2. Um índice secundário para o atributo-chave SSN, com $x_{SSN} = 4$ ($s_{SSN} = 1$).
3. Um índice secundário para o atributo DNO, que não é chave, com $x_{DNO} = 2$ e blocos de índice de primeiro nível $b_{I1DNO} = 4$. Há $d_{DNO} = 125$ valores distintos para DNO, de forma que a cardinalidade da seleção para DNO é $s_{DNO} = (r_E/d_{DNO}) = 80$.
4. Um índice secundário para SEXO, com $x_{SEXO} = 1$. Há $d_{SEXO} = 2$ valores para o atributo SEXO, de forma que a cardinalidade média da seleção é $s_{SEXO} = (r_E/d_{SEXO}) = 5.000$.

Ilustramos o uso das funções de custo com os seguintes exemplos:

(OP1): $\sigma_{SSN='123456789'}$(EMPREGADO)
(OP2): $\sigma_{DNO>5}$(EMPREGADO)
(OP3): $\sigma_{DNO=5}$(EMPREGADO)
(OP4): $\sigma_{DNO=5 \text{ AND } SALARIO>30.000 \text{ AND } SEXO='F'}$(EMPREGADO)

O custo da força bruta (busca linear) da opção S1 será estimado em $C_{S1a} = b_E = 2.000$ (para uma seleção sobre um atributo que não é chave) ou $C_{S1b} = (b_E/2) = 1.000$ (custo médio para uma seleção sobre um atributo-chave). Para a OP1 podemos usar tanto o método S1 quanto o método S6a; a estimativa de custo para S6a é $C_{S6a} = x_{SSN} + 1 = 4 + 1 = 5$, e é escolhida sobre o Método S1, cuja média de custo é $C_{S1b} = 1.000$. Para a OP2 podemos usar tanto o método S1 (com estimativa de custo $C_{S1a} = 2.000$) quanto o método S6b (com estimativa de custo $C_{S6b} = x_{DNO} + (b_{I1DNO}/2) + (r_E/2) = 2 + (4/2) + (10.000/2) = 5.004$), portanto, escolhemos a abordagem da força bruta para a OP2. Para a OP3 podemos usar tanto o método S1 (com estimativa de custo $C_{S1a} = 2.000$) quanto o método S6a (com estimativa de custo $C_{S6a} = x_{DNO} + s_{DNO} = 2 + 80 = 82$), portanto, escolhemos o método S6a.

Finalmente, considere a OP4, que possui uma condição de seleção conjuntiva. Precisamos estimar o custo do uso de qualquer um dos três componentes da condição de seleção para recuperar os registros, mais a abordagem da força bruta. A última dá uma estimativa de custo $C_{S1a} = 2.000$. Usando primeiramente a condição (DNO = 5), teremos uma estimativa de custo $C_{S6a} = 82$. Usando primeiramente a condição (SALARIO > 30.000), uma estimativa de custo $C_{S4} = x_{SALARIO} + (b_E/2) = 3 + (2.000/2) = 1003$. Usando primeiramente a condição (SEXO = 'F'), uma estimativa de custo $C_{S6a} = x_{SEXO} + s_{SEXO} = 1 + 5.000 = 5.001$. Então, o otimizador escolheria o método *S6a* com o índice secundário sobre DNO porque é o que possui a menor estimativa de custo. A condição (DNO = 5) é usada para recuperar os registros, e a parte restante da condição conjuntiva (SALARIO>30.000 AND SEXO='F') é verificada em cada registro selecionado após ele ser recuperado na memória.

15.8.4 Exemplos de Funções de Custo para JOIN

Para desenvolver funções de custo razoavelmente precisas para operações JOIN, precisamos ter uma estimativa do tamanho (número de tuplas) do arquivo que resulta *após* a operação JOIN. Isso geralmente é mantido como uma proporção do tamanho (número de tuplas) do arquivo de junção resultante em relação ao tamanho do arquivo do produto cartesiano, se ambos são aplicados aos mesmos arquivos de entrada — essa proporção é chamada de **seletividade da junção (*js*)**. Se denotarmos o número de tuplas de uma relação R por $|R|$, temos

$js = |R \bowtie_c S|/|R \times S| = |R \bowtie_c S|/(|R| * |S|)$

Se não houver condição de junção c, então $js = 1$, e a junção é o mesmo que o CARTESIAN PRODUCT. Se nenhuma tupla das relações satisfizer a condição de junção, então $js = 0$. Em geral, $0 \leq js \leq 1$. Para uma junção na qual a condição c é uma comparação de igualdade $R.A = S.B$, obtemos os dois casos especiais seguintes:

1. Se A for uma chave de R, então $|(R \bowtie_c S)| \leq |S|$, portanto $js \leq (1/|R|)$.
2. Se B for uma chave de S, então $|(R \bowtie_c S)| \leq |R|$, portanto $js \leq (1/|S|)$.

Possuir uma estimativa da seletividade da junção para as condições de junção que ocorrem freqüentemente habilita o otimizador de consulta a estimar o tamanho do arquivo resultante após a operação de junção, dados os tamanhos dos dois arquivos de entrada, por meio do uso da fórmula $|(R \bowtie_c S)| = js * |R| * |S|$. Podemos agora fornecer alguns exemplos de *aproximações* de funções de custo para a estimativa de custo de alguns dos algoritmos de junção dados na Seção 15.3.2. As operações de junção são da forma

$R \bowtie_{A=B} S$

onde A e B são atributos compatíveis com o domínio de R e S, respectivamente. Suponha que R possua b_R blocos e que S possua b_S blocos:

- J1. *Junção de laços aninhados*: Suponha que usamos R para o laço externo; então obteremos a seguinte função de custo para estimar o número de acessos a blocos para esse método, supondo *três buffers de memória*. Suponhamos que o fator de divisão em blocos para o arquivo resultante é bfr_{RS}, e que a seletividade da junção seja conhecida:
  $C_{J1} = b_R + (b_R * b_S) + ((js * |R| * |S|)/bfr_{RS})$
  A última parte da fórmula é o custo de gravação do arquivo resultante no disco. Essa fórmula de custo pode ser modificada para levar em consideração diferentes números de *buffers* de memória, conforme foi discutido na Seção 15.3.2.
- J2 *Junção de laço único* [*uso de uma estrutura de acesso para recuperar o(s) registro(s) correspondente(s)*]: Se um índice existir para o atributo de junção B de S com x_B níveis de índice, poderemos recuperar cada registro s de R e depois usar o índice para recuperar todos os correspondentes registros t de S que satisfaçam $t[B] = s[A]$. O custo depende do tipo do índice. Para um índice secundário, no qual s_B é a cardinalidade da seleção para o atributo de junção B de S,[21] obtemos

  $C_{J2a} = b_R + (|R| * (x_B + s_B)) + ((js * |R| * |S|)/bfr_{RS})$

  Para um índice *clustering* no qual s_B é a cardinalidade da seleção de B, obtemos

  $C_{J2b} = b_R + (|R| * (x_B + (s_B/bfr_B))) + ((js * |R| * |S|)/bfr_{RS})$

  Para um índice primário, obtemos

  $C_{J2c} = b_R + (|R| * (x_B + 1)) + ((js * |R| * |S|)/bfr_{RS})$

  Se uma chave de *hash* existir para um dos dois atributos da junção — digamos, B de S — obtemos

  $C_{J2d} = b_R + (|R| * h) + ((js * |R| * |S|)/bfr_{RS})$

  onde $h \geq 1$ é o número médio de acessos a blocos para recuperar um registro, dado seu valor de chave de *hash*.
- J3. *Junção sort-merge*: Se os arquivos já estiverem ordenados segundo os atributos da junção, a função de custo para esse método será

  $C_{J3a} = b_R + b_S + ((js * |R| * |S|)/bfr_{RS})$

Se devemos ordenar os arquivos, o custo da ordenação deve ser adicionado. Podemos usar as fórmulas da Seção 15.2 para estimar o custo da ordenação.

---

21 A *cardinalidade da seleção* foi definida como sendo o número médio de registros que satisfazem uma condição de igualdade baseada no atributo, que é o número médio de registros que possuem o mesmo valor para o atributo e, por isso, irão participar da junção com um único registro do outro arquivo.

Exemplo de Uso das Funções de Custo. Suponha que temos o arquivo EMPREGADO descrito no exemplo da seção anterior, e considere que o arquivo DEPARTAMENTO da Figura 5.5 consista de $r_D = 125$ registros armazenados em $b_D = 13$ blocos de disco. Considere as operações de junção:

(OP6): EMPREGADO $\bowtie_{DNO=DNUMERO}$ DEPARTAMENTO
(OP7): DEPARTAMENTO $\bowtie_{GERSSN=SSN}$ EMPREGADO

Suponha que temos um índice primário para DNUMERO de DEPARTAMENTO com $x_{DNUMERO} = 1$ nível e um índice secundário para GERSSN de DEPARTAMENTO com cardinalidade de seleção $s_{GERSSN} = 1$ e $x_{GERSSN} = 2$ níveis. Suponha que a seletividade da junção para OP6 seja $js_{OP6} = (1 / |\text{DEPARTAMENTO}|) = 1/125$, porque DNUMERO é uma chave de DEPARTAMENTO. Suponha também que o fator de divisão em blocos para o arquivo de junção resultante seja $bfr_{ED} = 4$ registros por bloco. Podemos estimar os custos do pior caso para a operação JOIN OP6 usando os métodos aplicáveis J1 e J2 conforme segue:

1. Usando o Método J1 com EMPREGADO como laço externo:

   $C_{J1} = b_E + (b_E * b_D) + ((js_{OP6} * r_E * r_D)/bfr_{ED})$
   $= 2.000 + (2.000 * 13) + (((1/125) * 10.000 * 125)/4) = 30.500$

2. Usando o Método J1 com DEPARTAMENTO como laço externo:

   $C_{J1} = b_D + (b_E * b_D) + ((js_{OP6} * r_E * r_D)/bfr_{ED})$
   $= 13 + (13 * 2.000) + (((1/125) * 10.000 * 125)/4) = 28.513$

3. Usando o Método J2 com EMPREGADO como laço externo:

   $C_{J2c} = b_E + (r_E * (x_{DNUMERO} + 1)) + ((js_{OP6} * r_E * r_D)/bfr_{ED})$
   $= 2.000 + (10.000 * 2) + (((1/125) * 10.000 * 125)/4) = 24.500$

4. Usando o Método J2 com DEPARTAMENTO como laço externo:

   $C_{J2a} = b_D + (r_D * (x_{DNO} + s_{DNO})) + ((js_{OP6} * r_E * r_D)/bfr_{ED})$
   $= 13 + (125 * (2 + 80)) + (((1/125) * 10.000 * 125)/4) = 12.763$

O caso 4 possui a menor estimativa de custo e será escolhido. Observe que se 15 (ou mais) *buffers* de memória estivessem disponíveis para a execução da junção em vez de apenas três, 13 deles poderiam ser usados para manter a relação DEPARTAMENTO inteiramente na memória, um poderia ser usado como *buffer* para o resultado, e o custo do caso 2 poderia ser drasticamente reduzido para apenas $b_E + b_D + ((js_{OP6} * r_E * r_D)/bfr_{ED})$ ou 4.513, conforme visto na Seção 15.3.2. Como exercício, o leitor poderá realizar uma análise similar para a OP7.

15.8.5 Consultas de Múltiplas Relações e Ordem de Junções

As regras de transformação algébrica da Seção 15.7.2 incluem uma regra comutativa e uma regra associativa para a operação de junção. Com essas regras, muitas expressões de junção equivalentes podem ser produzidas. Como resultado, o número de árvores de consulta alternativas cresce muito rapidamente conforme cresce o número de junções em uma consulta. Em geral, uma consulta que realiza a junção de n relações terá $n - 1$ operações de junção e, por isso, pode ter um grande número de ordens de junção diferentes. Estimar o custo de cada árvore de junção possível para uma consulta com um grande número de junções irá exigir uma quantidade de tempo substancial pelo otimizador de consulta. Por isso, é necessário descartar possíveis árvores de consulta. Em geral, os otimizadores de consulta limitam a estrutura de uma árvore de consulta (junção) àquelas das árvores profundas à esquerda (ou profundas à direita). Uma **árvore profunda à esquerda** é uma árvore binária, cujo filho à direita para cada nó que não é folha é sempre uma relação base. O otimizador poderia escolher a árvore profunda à esquerda, em particular, com o menor custo estimado. Dois exemplos de árvores profundas à esquerda são mostrados na Figura 15.7. (Observe que as árvores da Figura 15.5 também são árvores profundas à esquerda.)

Com árvores profundas à esquerda, o filho à direita é considerado ser a relação interna quando da execução da junção de laços aninhados. Uma vantagem das árvores profundas à esquerda (ou profundas à direita) é que elas são receptivas para o *pipelining*, conforme discutido na Seção 15.6. Por exemplo, considere a primeira árvore profunda à esquerda da Figura 15.7 e suponha que o algoritmo de junção é o método de laço único; nesse caso, uma página de disco de tuplas da relação externa é utilizada para pesquisar as tuplas correspondentes na relação interna. Como um bloco de tuplas resultantes é produzido a partir da junção de *R1* e *R2*, ele poderia ser usado para pesquisar em *R3*. Da mesma forma, como uma página de tuplas resultantes

é produzida a partir dessa junção, ela poderia ser usada para pesquisar em *R4*. Uma outra vantagem das árvores profundas à esquerda (ou profundas à direita) é que possuir uma relação base como uma das entradas de cada junção possibilita ao otimizador utilizar para aquela relação quaisquer caminhos de acesso que possam ser úteis na execução da junção.

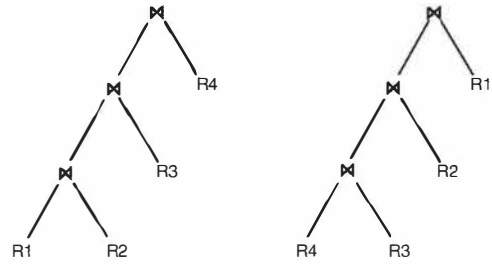


FIGURA 15.7 Duas árvores de consulta (junção) profundas à esquerda.

Se for utilizada a materialização em vez de *pipelining* (Seção 15.6), os resultados da junção poderiam ser materializados e armazenados como relações temporárias. A idéia-chave sob o ponto de vista do otimizador em relação à ordem das junções é encontrar uma ordem que irá reduzir o tamanho dos resultados intermediários, uma vez que os resultados intermediários (por *pipeline* ou materializados) são utilizados pelos operadores subseqüentes e, por isso, afetam o custo da execução daqueles operadores.

15.8.6 Exemplo para Ilustrar a Otimização de Consulta Baseada em Custo

Consideraremos a consulta Q2 e sua árvore de consulta mostrada na Figura 15.4a para ilustrar a otimização de consulta baseada em custo:

```
Q2: SELECT PNUMERO, DNUM, UNOME, ENDERECO, DATANASC
    FROM   PROJETO, DEPARTAMENTO, EMPREGADO
    WHERE  DNUM=DNUMERO AND GERSSN=SSN AND PLOCALIZACAO='Stafford';
```

Suponha que temos a informação estatística sobre as relações mostradas na Figura 15.8. As estatísticas MENOR_VALOR e MAIOR_VALOR foram normalizadas por questões de clareza. Supõe-se que a árvore da Figura 15.4a represente o processo de otimização algébrica heurística e o início da otimização baseada em custo (neste exemplo, supomos que o otimizador heurístico não transfere as operações de projeção para baixo na árvore).

Em primeiro lugar, a otimização baseada em custo considera a ordem das junções. Conforme mencionado anteriormente, supomos que o otimizador considera apenas árvores profundas à esquerda, portanto, as ordens potenciais para as junções — sem produto cartesiano — são:

1. PROJETO ⋈ DEPARTAMENTO ⋈ EMPREGADO
2. DEPARTAMENTO ⋈ PROJETO ⋈ EMPREGADO
3. DEPARTAMENTO ⋈ EMPREGADO ⋈ PROJETO
4. EMPREGADO ⋈ DEPARTAMENTO ⋈ PROJETO

Suponha que a operação de seleção já tenha sido aplicada à relação PROJETO. Se supusermos uma abordagem de materialização, então uma nova relação temporária será criada após cada operação de junção. Para examinar o custo da ordem de junções (1), a primeira junção é entre PROJETO e DEPARTAMENTO. Os métodos de junção e de acesso para as relações de entrada devem ser determinados. Uma vez que de acordo com a Figura 15.8 DEPARTAMENTO não possui índice, o único método de acesso disponível é a varredura da tabela (ou seja, a busca linear). A relação PROJETO terá a operação de seleção executada antes da junção, portanto, há duas opções: varredura da tabela (busca linear) ou a utilização de seu índice PROJ_PLOC, portanto, o otimizador deve comparar seus custos estimados. A informação estatística para o índice PROJ_PLOC (Figura 15.8) mostra que o número de níveis do índice é $x = 2$ (raiz mais níveis folha). O índice não é único (porque PLOCALIZACAO não é uma chave de PROJETO), portanto, o otimizador supõe uma distribuição uniforme de dados e estima que o número de ponteiros de registros para cada valor de PLOCALIZACAO seja 10. Isso é calculado a partir das tabelas da Figura 15.8 por meio da multiplicação SELETIVIDADE * NUM_LINHAS, onde SELETIVIDADE é estimada por 1/NUM_DISTINTOS. Portanto, o custo do uso do índice e do acesso aos registros é estimado em 12 acessos a blocos (2 para o índice e 10 para os blocos de dados). O custo de uma varredura da tabela é estimado em 100 acessos a blocos, portanto, o acesso pelo índice é mais eficiente conforme se esperava.

(a)

NOME_DA_TABELA	NOME_DA_COLUNA	NUM_DISTINTOS	MENOR_VALOR	MAIOR_VALOR
PROJETO	PLOCALIZACAO	200	1	200
PROJETO	PNUMERO	2.000	1	2.000
PROJETO	DNUM	50	1	50
DEPARTAMENTO	DNUMERO	50	1	50
DEPARTAMENTO	GERSSN	50	1	50
EMPREGADO	SSN	10.000	1	10.000
EMPREGADO	DNO	50	1	50
EMPREGADO	SALARIO	500	1	500

(b)

NOME_DA_TABELA	NUM_LINHAS	BLOCOS
PROJETO	2.000	100
DEPARTAMENTO	50	5
EMPREGADO	10.000	2.000

(c)

NOME_DO_INDICE	UNICIDADE	NIVELB*	BLOCOS_FOLHAS	CHAVES_DISTINTAS
PROJ_PLOC	NAO_UNICA	1	4	200
EMP_SSN	UNICA	1	50	10.000
EMP_SAL	NAO_UNICA	1	50	500

*NIVELB é o número de níveis sem o nível folha.

FIGURA 15.8 Amostra de informações estatísticas para as relações de Q2. (a) Informações de colunas. (b) Informações de tabelas. (c) Informações de índice.

Na abordagem de materialização, um arquivo temporário TEMP1 do tamanho de 1 bloco é criado para manter o resultado da operação de seleção. O tamanho do arquivo é calculado pela determinação do fator de divisão em blocos usando a fórmula NUM_LINHAS/BLOCOS, que dá 2.000/100, ou 20 linhas por bloco. Por isso, os 10 registros selecionados da relação PROJETO caberão em um único bloco. Agora podemos calcular o custo estimado da primeira junção. Consideraremos apenas o método de junção de laços aninhados, no qual a relação externa é o arquivo temporário, TEMP1, e a relação interna é DEPARTAMENTO. Uma vez que o arquivo TEMP1 inteiro cabe no espaço de *buffer* disponível, precisamos ler cada um dos cinco blocos da tabela DEPARTAMENTO apenas uma vez, portanto, o custo da junção é seis acessos a blocos mais o custo da escrita do arquivo temporário de resultado, TEMP2. O otimizador teria de determinar o tamanho de TEMP2. Uma vez que o atributo de junção DNUMERO é a chave de DEPARTAMENTO, qualquer valor de DNUM de TEMP1 irá participar da junção com no máximo um registro de DEPARTAMENTO, portanto, o número de linhas em TEMP2 será igual ao número de linhas em TEMP1, que é 10. O otimizador determinaria o tamanho do registro de TEMP2 e o número de blocos necessários para armazenar essas 10 linhas. Por concisão, suponha que o fator de divisão em blocos para TEMP2 seja de cinco linhas por bloco, portanto, um total de dois blocos é necessário para armazenar TEMP2.

Finalmente, o custo da última junção precisa ser estimado. Podemos usar uma junção de laço único em TEMP2, uma vez que nesse caso o índice EMP_SSN (Figura 15.8) pode ser usado para pesquisar e localizar os registros correspondentes em EMPREGADO. Por isso, o método de junção envolveria a leitura de cada bloco de TEMP2 e a procura por cada um dos cinco valores de GERSSN usando o índice EMP_SSN. Cada pesquisa em índice exigiria um acesso à raiz, um acesso à folha e um acesso ao bloco de dados ($x + 1$, onde o número de níveis x é 2). Portanto, 10 pesquisas exigem 30 acessos a blocos. Acrescentando os dois acessos a blocos para TEMP2, teremos um total de 32 acessos a blocos para essa junção.

Para a projeção final, suponha que o *pipelining* é utilizado para produzir o resultado final, o que não exige acessos adicionais a blocos, portanto, o custo total da ordem de junções (1) é estimado como o somatório dos custos anteriores. Depois o otimizador estimaria de maneira similar os custos das outras três ordens de junções e escolheria aquela com a menor estimativa. Deixamos isso como um exercício para o leitor.

15.9 Visão Geral da Otimização de Consultas no Oracle

O SGBD ORACLE (Versão 7) fornece duas abordagens diferentes para a otimização de consultas: baseada em regras e custo. Com a abordagem baseada em regras, o otimizador escolhe os planos de execução baseando-se em operações classificadas he-

uristicamente. A ORACLE mantém uma tabela de 15 caminhos de acesso classificados, na qual uma posição mais baixa na classificação implica uma abordagem mais eficiente. Os caminhos de acesso variam do acesso à tabela pelo ROWID (mais eficiente) — em que ROWID (identificador de linha) especifica o endereço físico do registro incluindo arquivo de dados, bloco de dados e deslocamento de linha dentro do bloco — a uma varredura completa da tabela (menos eficiente) — na qual todas as linhas são pesquisadas por meio de leituras de blocos múltiplos. Entretanto, a abordagem baseada em regras está sendo substituída gradualmente pela abordagem baseada em custo, na qual o otimizador examina caminhos de acesso alternativos e algoritmos de operadores, e escolhe o plano de execução com menor estimativa de custo. O custo estimado da consulta é proporcional ao tempo decorrido esperado para executar a consulta segundo um dado plano de execução. O otimizador da ORACLE calcula este custo com base no uso estimado dos recursos, tais como a necessidade de ENTRADA/SAÍDA, de tempo de CPU e de memória. O objetivo da otimização baseada em custo na ORACLE é minimizar o tempo decorrido para processar a consulta inteira.

Uma funcionalidade interessante do otimizador de consultas da ORACLE é a capacidade de um desenvolvedor de aplicações definir **dicas** para o otimizador.[22] A idéia é que um desenvolvedor de aplicações saberia mais informações sobre os dados do que o otimizador. Por exemplo, considere a tabela EMPREGADO mostrada na Figura 5.5. A coluna SEXO da tabela possui apenas dois valores distintos. Se existirem 10.000 empregados, então o otimizador estimaria que metade é masculina e metade é feminina, supondo uma distribuição uniforme dos dados. Se existir um índice secundário, ele muito provavelmente não seria utilizado. Entretanto, se o desenvolvedor da aplicação souber que existem apenas 100 empregados masculinos, uma dica poderia especificar que, em uma consulta SQL, cuja condição da cláusula WHERE é SEXO = 'M', o índice associado fosse utilizado no processamento da consulta. Várias dicas podem ser especificadas, tais como:

- A abordagem de otimização para uma sentença SQL.
- O caminho de acesso para uma tabela acessada por uma sentença.
- A ordem de junção para uma sentença de junção.
- Uma operação de junção em particular em uma sentença de junção.

A otimização baseada em custo na Oracle 8 é um bom exemplo de uma abordagem sofisticada aplicada para otimizar consultas SQL em SGBDRs comerciais.

15.10 Otimização Semântica de Consultas

Uma abordagem diferente para a otimização de consultas, chamada **otimização semântica de consultas**, foi sugerida. Essa técnica, que pode ser usada em combinação com as técnicas discutidas anteriormente, usa restrições especificadas no esquema do banco de dados — tais como atributos únicos e outras restrições mais complexas —, a fim de transformar uma consulta em uma outra consulta que seja mais eficiente para ser executada. Não analisaremos essa abordagem em detalhes, apenas a ilustraremos com um exemplo simples. Considere a consulta SQL:

```
SELECT E.UNOME, G.UNOME
FROM   EMPREGADO AS E, EMPREGADO AS G
WHERE  E.SSN_SUPER=G.SSN AND E.SALARIO>G.SALARIO
```

Essa consulta recupera os nomes dos empregados que ganham mais que seus supervisores. Suponha que tivéssemos uma restrição no esquema do banco de dados que declara que nenhum empregado pode ganhar mais que seu supervisor direto. Se o otimizador semântico de consultas verificar a existência dessa restrição, ele absolutamente não precisaria executar a consulta, porque ele sabe que o resultado da consulta será vazio. Isso pode economizar um tempo considerável se a verificação da restrição puder ser feita eficientemente. Entretanto, pesquisar pelas muitas restrições para encontrar aquelas que são aplicáveis a uma determinada consulta e que podem otimizá-la semanticamente também pode consumir bastante tempo. Com a inclusão de regras ativas nos sistemas de bancos de dados (Capítulo 24), as técnicas de otimização semântica de consultas podem eventualmente ser completamente incorporadas aos SGBDs do futuro.

15.11 Resumo

Neste capítulo demos uma visão geral das técnicas utilizadas por SGBDs no processamento e na otimização de consulta de alto nível. Primeiro vimos como consultas SQL são traduzidas para a álgebra relacional; depois, como várias operações da álgebra

22 Tais dicas também foram chamadas de *anotações* da consulta.

relacional podem ser executadas por um SGBD. Vimos que algumas operações, particularmente SELECT e JOIN, podem ter muitas opções de execução. Também vimos como as operações podem ser combinadas durante o processamento da consulta para criar uma execução baseada em *pipeline* ou fluxo (*stream*) em vez de na execução materializada.

Na seqüência, descrevemos abordagens heurísticas para a otimização de consultas, as quais usam regras heurísticas e técnicas algébricas para melhorar a eficiência da execução da consulta. Mostramos como uma árvore de consulta, que representa uma expressão da álgebra relacional, pode ser otimizada heuristicamente por meio da reorganização dos nós da árvore e da sua transformação em uma outra árvore de consulta equivalente, que é mais eficiente para ser executada. Também demos regras de transformação que preservam a equivalência e que podem ser aplicadas a uma árvore de consulta. Depois, apresentamos planos de execução de consultas para consultas SQL, os quais acrescentam métodos de planos de execução às operações das árvores de consulta.

Analisamos também a abordagem para a otimização de consultas baseada em custo. Mostramos como as funções de custo são desenvolvidas para alguns algoritmos de acesso a bancos de dados e como essas funções de custo são utilizadas para estimar os custos de diferentes estratégias de execução. Apresentamos uma visão geral do otimizador de consultas da ORACLE e mencionamos a técnica de otimização semântica de consultas.

Questões para Revisão

15.1 Discuta as razões para a conversão de consultas SQL em consultas da álgebra relacional antes que a otimização seja realizada.

15.2 Discuta os diferentes algoritmos para a implementação de cada um dos seguintes operadores relacionais e as circunstâncias sob as quais cada algoritmo pode ser utilizado: SELECT, JOIN, PROJECT, UNION, INTERSECTION, SET DIFFERENCE, CARTESIAN PRODUCT.

15.3 O que é plano de execução de consulta?

15.4 Qual o significado do termo *otimização heurística*? Discuta as principais heurísticas que são aplicadas durante a otimização de consultas.

15.5 Como uma árvore de consulta representa uma expressão da álgebra relacional? Qual o significado de uma execução de uma árvore de consulta? Discuta as regras de transformação de árvores de consulta e identifique quando cada regra poderia ser aplicada durante a otimização.

15.6 Quantas ordens de junções diferentes existem para uma consulta que faça a junção de dez relações?

15.7 Qual o significado de *otimização de consultas baseada em custo*?

15.8 Qual a diferença entre *pipelining* e *materialização*?

15.9 Analise os componentes de custo para uma função de custo que é utilizada para estimar o custo da execução de consulta. Quais componentes de custo são usados mais freqüentemente como base para as funções de custo?

15.10 Discuta os diferentes tipos de parâmetros que são usados nas funções de custo. Onde essas informações são mantidas?

15.11 Liste as funções de custo para os métodos SELECT e JOIN apresentados na Seção 15.8.

15.12 Qual o significado de otimização semântica de consultas? Como ela difere das outras técnicas de otimização de consultas?

Exercícios

15.13 Considere as consultas SQL Q1, Q8, Q1B, Q4 e Q27 do Capítulo 8.

a. Desenhe pelo menos duas árvores de consulta que podem representar *cada* uma dessas consultas. Sob quais circunstâncias você utilizaria cada uma de suas árvores de consulta?

b. Desenhe a árvore de consulta inicial para cada uma dessas consultas, depois mostre como a árvore de consulta é otimizada pelo algoritmo esboçado na Seção 15.7.

c. Para cada consulta, compare suas árvores de consulta do item (a) com as árvores de consulta inicial e final do item (b).

15.14 Um arquivo com 4.096 blocos será ordenado em um espaço de *buffer* disponível de 64 blocos. Quantas passagens serão necessárias na fase de fusão (*merge*) do algoritmo *sort-merge* (ordenação-fusão) externo?

15.15 Desenvolva funções de custo para os algoritmos PROJECT, UNION, INTERSECTION, SET DIFFERENCE e CARTESIAN PRODUCT vistos na Seção 15.4.

15.16 Desenvolva funções de custo para um algoritmo que consista de dois SELECTs, um JOIN e um PROJECT final, em função das funções de custo das operações individuais.

15.17 Pode um índice esparso ser utilizado na implementação de um operador de agregação? Responda porque sim ou porque não.

15.18 Calcule as funções de custo para diferentes opções de execução da operação JOIN OP7 discutidas na Seção 15.3.2.

15.19 Desenvolva fórmulas para o algoritmo de junção *hash* híbrido para o cálculo do tamanho do *buffer* para o primeiro *bucket*. Desenvolva fórmulas mais precisas de estimativa do custo para o algoritmo.

15.20 Estime o custo das operações OP6 e OP7, utilizando as fórmulas desenvolvidas no Exercício 15.19.

15.21 Estenda o algoritmo de junção *sort-merge* (ordenação-fusão) para implementar a operação de junção externa à esquerda.

15.22 Compare o custo de dois planos de consulta diferentes para a seguinte consulta:

$\sigma_{\text{SALARIO} > 40.000}(\text{EMPREGADO} \bowtie_{\text{DND=DNUMERO}} \text{DEPARTAMENTO})$

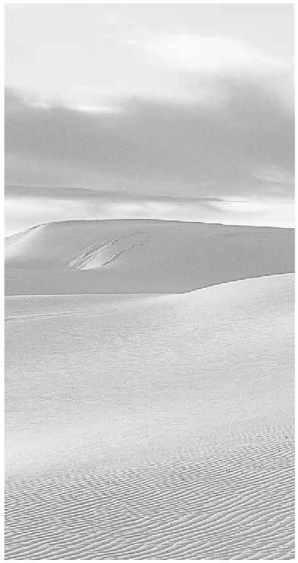
Use as estatísticas de bancos de dados da Figura 15.8.

Bibliografia Selecionada

Um levantamento (*survey*) realizado por Graefe (1993) discute a execução de consultas em sistemas de bancos de dados e inclui uma extensa bibliografia. Um levantamento (*survey*) em formato de artigo realizado por Jarke e Koch (1984) fornece uma taxonomia da otimização de consultas e inclui uma bibliografia de trabalhos nessa área. Um algoritmo detalhado para a otimização da álgebra relacional é dado em Smith e Chang (1975). A tese de doutorado de Kooi (1980) fornece a base para as técnicas de processamento de consultas.

Whang (1985) discute a otimização de consultas em OBE (*Office-By-Example*), que é um sistema baseado em QBE. A otimização baseada em custos foi introduzida no SGBD experimental SYSTEM R e é vista em Astrahan *et al.* (1976). Selinger *et al.* (1979) analisam a otimização de junções de múltiplas vias no SYSTEM R. Algoritmos de junção são discutidos em Gotlieb (1975), Blasgen e Eswaran (1976) e Whang *et al.* (1982). Os algoritmos de *hash* para a implementação de junções são descritos e analisados em DeWitt *et al.* (1984), Bratbergsengen (1984), Shapiro (1986), Kitsuregawa *et al.* (1989), e Blakeley e Martin (1990), entre outros. As abordagens para encontrar uma boa ordem de junção são apresentadas em Ioannidis e Kang (1990) e em Swami e Gupta (1989). Uma discussão sobre as implicações das árvores de junção profundas à esquerda e árvores de junção espessas (*bushy*) é apresentada em Ioannidis e Kang (1991). Kim (1992) discute as transformações de consultas SQL aninhadas em representações canônicas. A otimização de funções de agregação é analisada em Klug (1982) e Muralikrishna (1992). Salzberg *et al.* (1990) descrevem um algoritmo rápido de ordenação externa. A estimativa do tamanho das relações temporárias é crucial para a otimização de consultas. Esquemas de estimativa baseados em amostra são apresentados em Hass *et al.* (1995) e em Haas e Swami (1995). Lipton *et al.* (1990) também discutem a estimativa de seletividade. Fazer o sistema de banco de dados armazenar e usar estatísticas mais detalhadas na forma de histogramas é o tópico de Muralikrishna e DeWitt (1988) e Poosala *et al.* (1996).

Kim *et al.* (1985) discutem tópicos avançados da otimização de consultas. A otimização semântica de consultas é discutida em King (1981) e Malley e Zdonick (1986). Trabalho mais recente sobre a otimização semântica de consultas é relatado em Chakravarthy *et al.* (1990), Shenoy e Ozsoyoglu (1989), e Siegel *et al.* (1992).



16

Projeto e Sintonização (*Tuning*) de Bancos de Dados na Prática

Neste capítulo primeiro veremos, na Seção 16.1, questões que surgem no projeto físico de bancos de dados. Depois discutiremos, na Seção 16.2, como melhorar o desempenho por meio da sintonização (*tuning*) do banco de dados.

16.1 Projeto Físico de Bancos de Dados em Bancos de Dados Relacionais

Nesta seção primeiro discutiremos os fatores do projeto físico que afetam o desempenho de aplicações e transações; a seguir comentaremos orientações específicas para SGBDRs.

16.1.1 Fatores que Influenciam o Projeto Físico de Bancos de Dados

O projeto físico é uma atividade na qual o objetivo não é apenas obter uma estrutura de dados apropriada para armazenamento, mas desenvolvê-lo de maneira que garanta um bom desempenho. Para um dado esquema conceitual, há muitas alternativas de projeto físico em um determinado SGBD. Não é possível tomar decisões de projeto físico e realizar análises de desempenho significativas até que conheçamos as consultas, as transações e as aplicações que são esperadas para ser executadas no banco de dados. Devemos analisar essas aplicações, suas freqüências esperadas de chamadas, quaisquer restrições de tempo para suas execuções e a freqüência esperada de operações de atualização. Veremos cada um desses fatores a seguir.

A. Análise das Consultas e Transações no Banco de Dados. Antes de empreender o projeto físico do banco de dados, devemos ter uma boa idéia do uso pretendido para o banco de dados por meio da definição das consultas e das transações que esperamos ser executadas no banco de dados em formato de alto nível. Para cada consulta devemos especificar o seguinte:

1. Os arquivos que serão acessados pela consulta.[1]
2. Os atributos sobre os quais quaisquer condições de seleção para a consulta são especificadas.
3. Os atributos sobre os quais quaisquer condições de junção ou condições para ligar múltiplas tabelas ou objetos para a consulta são especificadas.
4. Os atributos cujos valores serão recuperados pela consulta.

---

1 Para simplificar, usamos o termo *arquivos*, que pode ser substituído por tabelas, classes ou objetos.

Os atributos listados anteriormente nos itens 2 e 3 são candidatos para a definição de estruturas de acesso. Para cada transação ou operação de atualização devemos especificar o seguinte:

1. Os arquivos que serão atualizados.
2. O tipo de operação em cada arquivo (inclusão, atualização ou exclusão).
3. Os atributos sobre os quais as condições de seleção para uma exclusão ou para uma atualização são especificadas.
4. Os atributos cujos valores serão alterados por uma operação de atualização.

Novamente, os atributos listados anteriormente no item 3 são candidatos para estruturas de acesso. Porém, os atributos listados no item 4 são candidatos a ser evitados em uma estrutura de acesso, uma vez que sua modificação exigirá a atualização das estruturas de acesso.

B. Análise da Freqüência Esperada das Chamadas de Consultas e Transações. Além da identificação das características das consultas e das transações esperadas, devemos considerar suas taxas esperadas de chamadas. Essa informação de freqüência, aliada às informações de atributos coletadas para cada consulta e transação, é utilizada para compilar uma lista acumulativa da freqüência esperada de uso para todas as consultas e transações. Isso é expresso como a freqüência esperada de uso de cada atributo em cada arquivo como um atributo de seleção ou um atributo de junção, para todas as consultas e transações. Geralmente, para grandes volumes de processamento, se aplica a 'regra' informal '80-20', a qual estabelece que aproximadamente 80% está associado a apenas 20% das consultas e das transações. Portanto, em situações práticas, raramente é necessário coletar estatísticas e taxas de chamadas exaustivamente para todas as consultas e transações; é suficiente determinar os 20%, ou seja, os mais importantes.

C. Análise das Restrições de Tempo das Consultas e das Transações. Algumas consultas e transações podem possuir restrições rigorosas de desempenho. Por exemplo, uma transação pode ter a restrição de que deva terminar dentro de 5 segundos em 95% das ocasiões em que é chamada e de que nunca deva levar mais que 20 segundos. Tais restrições de desempenho determinam prioridades adicionais nos atributos que são candidatos a caminhos de acesso. Os atributos de seleção utilizados pelas consultas e pelas transações com restrições de tempo se tornam candidatos de mais alta prioridade para estruturas de acesso primárias.

D. Análise das Freqüências Esperadas de Operações de Atualização. Um número mínimo de caminhos de acesso deve ser especificado para um arquivo que é atualizado freqüentemente porque a própria atualização das rotas de acesso diminui a velocidade das operações de atualização.

E. Análise das Restrições de Unicidade de Atributos. Os caminhos de acesso devem ser especificados para todos os atributos candidatos a chave — ou conjuntos de atributos —, que tanto são a chave primária quanto os atributos com a restrição de serem únicos. A existência de um índice (ou outro caminho de acesso) torna suficiente pesquisar apenas no índice quando da verificação dessa restrição, uma vez que todos os valores do atributo existirão nos nós folhas do índice.

Uma vez compiladas as informações anteriores, podemos nos voltar para as decisões de projeto físico do banco de dados, as quais consistem principalmente em decidir as estruturas de armazenamento e os caminhos de acesso para os arquivos do banco de dados.

16.1.2 Decisões de Projeto Físico de Bancos de Dados

A maioria dos sistemas relacionais representa cada relação base como um arquivo físico no banco de dados. As opções de caminho de acesso incluem a especificação do tipo do arquivo para cada relação e dos atributos sobre quais índices devem ser definidos. No máximo um dos índices para cada arquivo pode ser um índice primário ou *clustering*. Podem ser criados quaisquer números de índices secundários adicionais.[2]

Decisões de Projeto sobre Indexação. Os atributos cujos valores são necessários em condições de igualdade ou de faixas (*range*) (operação de seleção) e aqueles que são chave ou que participam de condições de junção (operação de junção) necessitam de caminhos de acesso.

O desempenho das consultas depende muito de quais índices ou esquemas de *hash* existem para acelerar o processamento de seleções e junções. Porém, durante as operações de inclusão, exclusão ou atualização, a existência de índices acrescenta uma sobrecarga que precisa se justificar pelo ganho em eficiência por meio da aceleração das consultas e das transações. As decisões de projeto físico referentes à indexação caem nas seguintes categorias:

---

2 O leitor deve rever os vários tipos de índices descritos na Seção 13.1. Para uma compreensão mais clara dessa discussão, também é útil se familiarizar com os algoritmos para o processamento de consultas discutidos no Capítulo 15.

1. *Decisão de indexar segundo um atributo.* O atributo deve ser uma chave, ou deve existir alguma consulta que usa o atributo tanto em uma condição de seleção (igualdade ou faixa de valores) quanto em uma junção. Um fator a favor do estabelecimento de muitos índices é que algumas consultas podem ser processadas apenas por meio da varredura dos índices, sem a recuperação de qualquer dado.
2. *Qual(is) atributo ou atributos se deve indexar.* Um índice pode ser construído segundo um ou múltiplos atributos. Se múltiplos atributos de uma relação são envolvidos em conjunto em diversas consultas [por exemplo, (`num_estilo_vestuario, cor`) em um banco de dados de estoque de roupas], um índice de múltiplos atributos é justificado. A ordem dos atributos dentro de um índice de múltiplos atributos deve corresponder às consultas. Por exemplo, o índice acima supõe que as consultas seriam baseadas em uma ordem de cores dentro de um `num_estilo_vestuario` em vez do contrário.
3. *Decisão de estabelecer um índice clustering.* No máximo um índice por tabela pode ser um índice primário ou *clustering* porque isso implica que o arquivo seja fisicamente ordenado segundo aquele atributo. Na maioria dos SGBDRs, especifica-se com a palavra-chave CLUSTER. (Se o atributo for uma chave, um índice primário é criado, enquanto um índice *clustering* é criado se o atributo não for uma chave.) Se uma tabela exigir diversos índices, a decisão sobre qual deles deveria ser um índice *clustering* dependerá da necessidade de manter a tabela ordenada segundo aquele atributo. As consultas de faixa se beneficiam bastante do *clustering*. Se diversos atributos exigem consultas de faixas, os benefícios relacionados devem ser avaliados antes de decidir qual dos atributos será utilizado no *clustering*. Se uma consulta deve ser respondida apenas pela busca em um índice (sem a recuperação de registros de dados), o índice correspondente *não* deverá ser o de *clustering*, uma vez que o principal benefício do *clustering* é obtido quando se recuperam os próprios registros.
4. *Decisão de utilizar um índice hash em vez de um índice de árvore.* Em geral, os SGBDRs usam as árvores-B^+ para a indexação. Entretanto, ISAM e índices *hash* também são disponibilizados em alguns sistemas (Capítulo 14). As árvores-B^+ permitem consultas de igualdade e de faixas baseadas no atributo utilizado como chave de busca. Os índices *hash* funcionam bem com condições de igualdade, particularmente durante as junções para encontrar um (ou uns) registro(s) correspondente(s).
5. *Decisão de utilizar hashing dinâmico para o arquivo.* Para arquivos que são muito voláteis — ou seja, aqueles que crescem e encolhem continuamente —, um dos esquemas de *hashing* dinâmico visto na Seção 13.9 seria adequado. Atualmente, eles não são oferecidos pela maioria dos SGBDRs comerciais.

Desnormalização como Decisão de Projeto para Acelerar Consultas. O objetivo final durante a normalização (capítulos 10 e 11) é separar em tabelas os atributos logicamente relacionados para minimizar redundâncias e, desse modo, evitar as anomalias de atualização que levam a uma sobrecarga adicional de processamento para manter a consistência do banco de dados.

Esse objetivo às vezes é sacrificado em função de uma execução mais rápida de consultas e transações que ocorrem freqüentemente. O processo de armazenar o projeto lógico do banco de dados (o qual pode estar em FNBC ou 4FN) em uma forma normal mais fraca, digamos 2FN ou 1FN, é chamado de **desnormalização**. Normalmente o projetista adiciona a uma tabela os atributos que são necessários para responder a consultas ou produzir relatórios, de forma que uma junção com uma outra tabela, a qual contém o atributo recém-adicionado, seja evitada. Isso introduz novamente uma dependência funcional parcial ou uma dependência transitiva na tabela, criando os problemas de redundância associados (Capítulo 10).

Outras formas de desnormalização são o armazenamento de tabelas adicionais para manter as dependências funcionais originais que são perdidas durante a decomposição FNBC. Por exemplo, a Figura 10.13 mostrou a relação ENSINA(ALUNO, CURSO, INSTRUTOR) com as dependências funcionais {{ALUNO, CURSO} → INSTRUTOR, INSTRUTOR → CURSO}. Uma decomposição sem perdas de ENSINA em E1(ALUNO, INSTRUTOR) e em E2(INSTRUTOR, CURSO) *não* permite que consultas do tipo 'qual curso fez o aluno Smith com o instrutor Navathe' sejam respondidas sem a junção de E1 e E2. Portanto, armazenar E1, E2 e ENSINA pode ser uma solução possível, o que reduz o projeto da FNBC para 3FN. Aqui, ENSINA é uma junção materializada das outras duas tabelas, representando uma redundância extrema. Quaisquer atualizações em E1 e E2 deveriam ser aplicadas a ENSINA. Uma estratégia alternativa é considerar E1 e E2 como tabelas-base atualizáveis, e ENSINA pode ser criada como uma visão.

16.2 Uma Visão Geral da Sintonização de Banco de Dados em Sistemas Relacionais

Após um banco de dados ser desenvolvido e estar em operação, o uso real das aplicações, das transações, das consultas e das visões revela fatores e áreas de problemas que podem não ter sido considerados durante o projeto físico inicial. As informa-

ções de entrada para o projeto físico listadas na Seção 16.1.1 podem ser revisadas por meio da coleta de estatísticas reais sobre os padrões de uso. A utilização dos recursos, bem como o processamento interno do SGBD — tais como a otimização de consultas —, podem ser monitorados para revelar gargalos, tais como a disputa pelos mesmos dados ou dispositivos. Os volumes de atividades e os tamanhos dos dados podem ser mais bem estimados. Portanto, é necessário monitorar e revisar o projeto físico do banco de dados constantemente. Os objetivos da sintonização são os seguintes:

- Fazer com que as aplicações sejam executadas mais rapidamente.
- Diminuir o tempo de resposta de consultas/transações.
- Melhorar o desempenho geral das transações.

A linha divisória entre o projeto físico e a sintonização é muito tênue. As mesmas decisões de projeto que discutimos na Seção 16.1.3 são revisitadas durante a fase de sintonização, que é um ajuste continuado do projeto. Abaixo damos apenas uma breve visão geral do processo de sintonização.[3] As informações de entrada para o processo de sintonização incluem estatísticas relacionadas aos fatores mencionados na Seção 16.1.1. Em particular, os SGBDs podem coletar internamente as seguintes estatísticas:

- Tamanhos de tabelas individuais.
- Número de valores distintos em uma coluna.
- Número de vezes que uma consulta ou transação em particular é submetida/executada em um intervalo de tempo.
- Os tempos necessários para as diferentes fases do processamento de consultas e transações (para um dado conjunto de consultas e transações).

Essas e outras estatísticas criam um perfil do conteúdo e do uso do banco de dados. Outras informações obtidas a partir do monitoramento das atividades do sistema de banco de dados incluem as seguintes:

- *Estatísticas de armazenamento*: Dados a respeito da alocação de armazenamento para espaço de tabelas (*tablespaces*), espaço de índices (*indexspaces*) e portas de *buffer*.
- *Estatísticas de desempenho de entrada/saída e de dispositivos*: Atividade total de leitura/escrita (paginação) na extensão do disco e nas posições mais acessadas (*hot spots*) do disco.
- *Estatísticas do processamento de consultas/transações*: Tempos de execução de consultas e transações, tempos de otimização durante a otimização de consultas.
- *Estatísticas relacionadas a bloqueios/registro de log*: Taxas de definição de diferentes tipos de bloqueios, taxas de desempenho de transações e registros de *log* de atividades.[4]
- *Estatísticas de índices*: Número de níveis em um índice, número de páginas folha não adjacentes etc.

Muitas das estatísticas acima se referem às transações, ao controle de concorrência e à recuperação, os quais serão vistos a partir do Capítulo 17 até o Capítulo 19. A sintonização de um banco de dados envolve tratar os seguintes tipos de problema:

- Como evitar excessivas disputas por bloqueios, aumentando, desse modo, a concorrência entre as transações.
- Como minimizar a sobrecarga de registrar *logs* e o armazenamento desnecessário de dados.
- Como otimizar o tamanho do *buffer* e o escalonamento de processos.
- Como alocar recursos tais como discos, RAM e processos para uma utilização mais eficiente.

A maioria dos problemas mencionados anteriormente pode ser resolvida por meio do ajuste apropriado de parâmetros físicos do SGBD, da alteração das configurações de dispositivos, da alteração de parâmetros do sistema operacional e de outras atividades similares. As soluções normalmente estão ligadas a sistemas específicos. Normalmente, os DBAs são treinados para tratar esses problemas de sintonização em SGBDs específicos. Abaixo, analisaremos brevemente a sintonização de várias decisões de projeto físico de bancos de dados.

16.2.1 Sintonização de Índices

A escolha inicial de índices pode precisar de uma revisão pelas seguintes razões:

- Certas consultas podem demorar demais para ser executadas por conta da ausência de um índice.
- Certos índices podem, absolutamente, não ser utilizados.

3 Os leitores interessados podem consultar uma análise detalhada sobre sintonização em Shasha (1992).

4 O leitor deverá ler os capítulos 17, 18 e 19 para obter explicações sobre esses termos.

- Certos índices podem estar causando sobrecarga excessiva porque são baseados em um atributo que sofre freqüentes alterações.

A maioria dos SGBDs possui um comando ou um meio de rastreamento (*trace facility*) que pode ser usado pelo DBA para solicitar que o sistema mostre como uma consulta foi executada — quais operações foram realizadas e em qual ordem e quais estruturas de acesso secundário foram utilizadas. Por meio da análise desses planos de execução, é possível diagnosticar as causas dos problemas acima. Alguns índices podem ser excluídos e alguns novos índices podem ser criados com base na análise de sintonização.

O objetivo da sintonização é avaliar dinamicamente os requisitos, os quais às vezes variam sazonalmente ou durante diferentes períodos do mês ou da semana, e reorganizar os índices para proporcionar melhor desempenho geral. A exclusão e a construção de novos índices são uma sobrecarga que pode ser justificada em função das melhorias de desempenho. A atualização de uma tabela geralmente é suspensa enquanto um índice estiver sendo excluído ou criado; deve-se contabilizar essa perda de serviço. Além da exclusão ou da criação de índices e a mudança a partir de um índice que não é *clustering* para um índice *clustering* e vice-versa, a **reconstrução do índice** pode melhorar o desempenho. A maioria dos SGBDRs usa árvores-B^+ em índices. Se houver muitas exclusões na chave do índice, páginas do índice podem ter espaço desperdiçado, o que pode ser recuperado durante a operação de reconstrução. De forma similar, muitas inclusões podem causar *overflow* em um índice *clustering* que afetam o desempenho. A reconstrução de um índice *clustering* equivale a reorganizar a tabela ordenada inteira segundo aquela chave.

As opções disponíveis para a indexação e a maneira como os índices são definidos, criados e reorganizados variam de sistema para sistema. Apenas para ilustração, considere os índices esparsos e densos do Capítulo 14. Os índices esparsos possuem um ponteiro de índice para cada página (bloco de disco) de um arquivo de dados; os índices densos possuem um ponteiro de índice para cada registro. O Sybase provê índices *clustering* como índices esparsos na forma de árvores-B^+, enquanto o INGRES provê índices *clustering* esparsos como arquivos ISAM e índices *clustering* densos como árvores-B^+. Em algumas versões da Oracle e do DB2, a opção de configuração de um índice *clustering* está limitada a um índice denso (com muito mais entradas de índice), e o DBA tem de trabalhar com essa limitação.

16.2.2 Sintonização do Projeto de Banco de Dados

Já discutimos na Seção 16.1.2 a necessidade de uma possível desnormalização, que significa abandonar a decisão de manter todas as tabelas como relações FNBC. Se um dado projeto físico de banco de dados não atinge os objetivos esperados, poderemos voltar ao projeto lógico do banco de dados, fazer ajustes no esquema lógico e remapeá-lo num novo conjunto de tabelas e índices físicos.

Conforme destacamos, todo o projeto do banco de dados deve ser direcionado pelos requisitos de processamento e pelos requisitos dos dados. Se os requisitos de processamento se alteram dinamicamente, o projeto precisa responder por meio de alterações no esquema conceitual, se necessário, e refletir aquelas mudanças no esquema lógico e no projeto físico. Essas alterações podem ser da seguinte natureza:

- Tabelas existentes podem ser juntadas (desnormalizadas) porque certos atributos de duas ou mais tabelas são freqüentemente necessários em conjunto: isso reduz o nível de normalização de FNBC para 3FN, 2FN ou 1FN.[5]
- Para dado conjunto de tabelas, pode haver escolhas de projeto alternativas, todas as quais obtêm a 3FN ou a FNBC. Uma pode ser substituída pela outra.
- Uma relação da forma R(K, A, B, C, D, ...), onde K é um conjunto de atributos-chave — que está na FNBC —, pode ser armazenada em múltiplas tabelas que também estão na FNBC — por exemplo, R1(K, A, B), R2(K, C, D) e R3(K, ...) — por meio da replicação da chave K em cada tabela, à qual reúne conjuntos de atributos que são acessados em conjunto. Por exemplo, a tabela EMPREGADO(SSN, Nome, Telefone, Formacao, Salario) pode ser dividida em duas tabelas EMP1(SSN, Nome, Telefone) e EMP2(SSN, Formacao, Salario). Se a tabela original possuía um número muito grande de linhas (digamos cem mil) e as consultas sobre informações de números de telefone e salários forem totalmente distintas, essa separação de tabelas pode funcionar melhor. Isso também é chamado **partição vertical**.
- Atributo(s) de uma tabela pode(m) ser repetido(s) em uma outra mesmo que isso crie redundância e uma anomalia potencial. Por exemplo, NomePeca pode ser replicada em tabelas onde quer que NumeroPeca apareça (como uma chave

5 Observe que 3FN e 2FN são voltadas para diferentes tipos de problemas de dependência, os quais são independentes entre si; por isso a ordem de normalização (ou desnormalização) entre elas é arbitrária.

estrangeira), mas pode haver uma tabela mestre chamada MESTRE_PECA(NumeroPeca, NomePeca), onde se garanta que NomePeca esteja atualizado.

- Da mesma forma que a partição vertical divide uma tabela verticalmente em múltiplas tabelas, a **partição horizontal** toma fatias horizontais de uma tabela e as armazena como tabelas distintas. Por exemplo, os dados de vendas de produtos podem ser separados em dez tabelas baseadas em dez linhas de produtos. Cada tabela possui o mesmo conjunto de colunas (atributos), porém, contém um conjunto distinto de produtos (tuplas). Se uma consulta ou uma transação se aplica a todos os dados de produtos, ela talvez precise ser executada em todas as tabelas e os resultados podem precisar ser combinados.

Esses tipos de ajustes, projetados para atender a consultas e transações de grandes volumes, com ou sem o sacrifício das formas normais, são comuns na prática.

16.2.3 Sintonização de Consultas

Já vimos como o desempenho de consultas é dependente da seleção apropriada de índices e como eles precisam ser sintonizados após a análise das consultas que dão um desempenho ruim por meio do uso de comandos do SGBDR que mostram o plano de execução da consulta. Há principalmente duas indicações que sugerem que a sintonização da consulta pode ser necessária:

1. Uma consulta resulta em muitos acessos a disco (por exemplo, uma consulta de correspondência exata varre uma tabela inteira).
2. Um plano de consulta mostra que os índices relevantes não estão sendo utilizados.

Vejamos algumas situações típicas que indicam a necessidade de sintonização de consultas:

1. Muitos otimizadores de consulta não usam índices na presença de expressões aritméticas (tais como SALARIO/365 > 10,50), de comparações numéricas de atributos de diferentes tamanhos e níveis de precisão (tais como QTDDE_A = QTDDE_B, onde QTDDE_A é do tipo INTEGER e QTDDE_B é do tipo SMALLINTEGER), comparações com NULL (tais como DATANASC IS NULL), e comparações com *substrings* (tais como UNOME LIKE "%MANN").
2. Freqüentemente os índices não são usados em consultas aninhadas usando IN; por exemplo, a consulta

```
SELECT SSN FROM EMPREGADO
WHERE NRD IN (SELECT NUMEROD FROM DEPARTAMENTO
              WHERE GERSSN = '333445555');
```

pode não usar o índice para NRD em EMPREGADO, enquanto o uso de NRD = NUMEROD na cláusula WHERE com uma consulta em um único bloco pode gerar o índice a ser usado.

3. Algumas cláusulas DISTINCT podem ser redundantes e podem ser evitadas sem a modificação do resultado. Um DISTINCT freqüentemente causa uma operação de ordenação e deve ser evitado sempre que possível.
4. O uso desnecessário de tabelas de resultado temporário pode ser evitado por meio da aglutinação de múltiplas consultas em uma única consulta, *a menos* que a relação temporária seja necessária para algum processamento intermediário.
5. Em algumas situações que envolvem o uso de consultas correlatas, os temporários são úteis. Considere a consulta:

```
SELECT SSN
FROM EMPREGADO E
WHERE SALARIO =  SELECT MAX (SALARIO)
                 FROM EMPREGADO AS G
                 WHERE G.NRD = E.NRD;
```

Ela possui o perigo potencial de pesquisar toda a tabela EMPREGADO G interna para *cada* tupla da tabela EMPREGADO E externa. Para torná-la mais eficiente, ela pode ser quebrada em duas consultas, na qual a primeira apenas calcula o máximo salário em cada departamento conforme segue:

```
SELECT MAX (SALARIO) AS MAIORSALARIO, NRD INTO TEMP
FROM EMPREGADO
GROUP BY NRD;

SELECT SSN
FROM EMPREGADO, TEMP
WHERE SALARIO = MAIORSALARIO AND EMPREGADO.NRD = TEMP.NRD;
```

6. Se múltiplas opções de condições de junção são possíveis, escolha uma que use um índice *clustering* e evite as que contenham comparações de cadeias de caracteres. Por exemplo, supondo que o atributo NOME é uma chave candidata em EMPREGADO e ALUNO, é melhor usar EMPREGADO.SSN = ALUNO.SSN como uma condição de junção em vez de EMPREGADO.NOME = ALUNO.NOME se SSN possuir um índice *clustering* em uma ou ambas as tabelas.
7. Uma idiossincrasia dos otimizadores de consulta é que a ordem das tabelas na cláusula FROM pode afetar o processamento de junções. Se esse for o caso, pode-se precisar alterar essa ordem de forma que a menor das duas relações seja varrida e a maior relação seja usada com um índice adequado.
8. Alguns otimizadores de consulta têm um desempenho pior em consultas aninhadas em comparação com suas consultas não aninhadas correspondentes. Há quatro tipos de consultas aninhadas:

   - Subconsultas não correlatas com agregações na consulta interna.
   - Subconsultas não correlatas sem agregações.
   - Subconsultas correlatas com agregações na consulta interna.
   - Subconsultas correlatas sem agregações.

   Dos quatro tipos acima, o primeiro geralmente não apresenta problemas, uma vez que a maioria dos otimizadores de consulta avalia a consulta interna uma vez. Entretanto, para uma consulta do segundo tipo, tal como o exemplo no item 2 acima, a maioria dos otimizadores pode não utilizar um índice para NRO em EMPREGADO. Os mesmos otimizadores podem fazê-lo se a consulta for escrita como uma consulta não aninhada. A transformação de subconsultas correlatas pode envolver o estabelecimento de tabelas temporárias. Exemplos detalhados estão fora do nosso objetivo neste trabalho.[6]
9. Finalmente, muitas aplicações são baseadas em visões que definem os dados de interesse para aquelas aplicações. Às vezes, essas visões se tornam excessivas, porque uma consulta pode ser aplicada diretamente sobre uma tabela base, em vez de ser realizada sobre uma visão que é definida por uma junção.

16.2.4 Orientações Adicionais para a Sintonização de Consultas

Técnicas adicionais para a melhoria de consultas se aplicam em certas situações:

1. Uma consulta com múltiplas condições de seleção que são conectadas por meio de OR podem não estar sinalizando ao otimizador de consultas para usar um índice. Tal consulta pode ser dividida e expressa como uma união de consultas, cada uma com uma condição para um atributo que tenha um índice a ser utilizado. Por exemplo:

   ```
   SELECT PNOME, UNOME, SALARIO, IDADE[7]
   FROM EMPREGADO
   WHERE IDADE > 45 AND SALARIO < 50.000;
   ```

   pode ser executada utilizando uma varredura seqüencial, que dá um desempenho ruim. Sua divisão como:

   ```
   SELECT PNOME, UNOME, SALARIO, IDADE
   FROM EMPREGADO
   WHERE IDADE > 45;

   UNION
   SELECT PNOME, UNOME, SALARIO, IDADE
   FROM EMPREGADO
   WHERE SALARIO < 50.000;
   ```

   pode utilizar índices para IDADE bem como para SALARIO.

2. Para ajudar a acelerar uma consulta, podemos tentar as seguintes transformações:
   - A condição NOT pode ser transformada em uma expressão afirmativa.
   - Blocos SELECT embutidos utilizando IN, = ALL, = ANY e = SOME podem ser substituídos por junções.
   - Se uma junção de igualdade for definida entre duas tabelas, o predicado de faixa (condição de seleção) para o atributo de junção definido em uma tabela pode ser repetido para a outra tabela.
   - Condições WHERE podem ser reescritas para utilizar os índices para múltiplas colunas. Por exemplo:

6 Para mais detalhes, veja Shasha (1992).

7 Modificamos o esquema e usamos IDADE em EMPREGADO em vez de DATANASC.

```
SELECT NUM_REGIAO, TIPO_PRODUTO, MES, VENDAS
FROM ESTATISTICA_VENDAS
WHERE NUM_REGIAO = 3 AND ((TIPO_PRODUTO BETWEEN 1 AND 3) OR (TIPO_PRODUTO
BETWEEN 8 AND 10));
```

pode utilizar um índice apenas para NUM_REGIAO e pesquisar todas as páginas folhas do índice para uma correspondência em TIPO_PRODUTO. Em vez disso, usando

```
SELECT NUM_REGIAO, TIPO_PRODUTO, MES, VENDAS
FROM ESTATISTICA_VENDAS
WHERE (NUM_REGIAO = 3 AND (TIPO_PRODUTO BETWEEN 1 AND 3)) OR (NUM_REGIAO =
3 AND (TIPO_PRODUTO BETWEEN 8 AND 10));
```

pode utilizar um índice composto para (NUM_REGIAO, TIPO_PRODUTO) e funcionar muito mais eficientemente.

Nesta seção cobrimos a maioria das oportunidades comuns nas quais a ineficiência de uma consulta pode ser corrigida por alguma ação corretiva simples, tal como o uso de um arquivo temporário, evitando certas construções ou o uso de visões. Os problemas e as soluções dependerão do trabalho de um otimizador de consulta dentro de um SGBDR. Há literatura detalhada com orientações sobre a sintonização de banco de dados para a administração de banco de dados produzidos pelos fornecedores de SGBDR no formato de manuais.

16.3 RESUMO

Neste capítulo discutimos os fatores que afetam as decisões de projeto físico do banco de dados e fornecemos orientações para a escolha entre as alternativas de projeto físico. Analisamos alterações no projeto lógico, modificações na indexação e alterações em consultas como parte da sintonização de banco de dados.

Questões para Revisão

16.1 Quais são os fatores importantes que influenciam o projeto físico de banco de dados?
16.2 Discuta as decisões tomadas durante o projeto físico de banco de dados.
16.3 Discuta as orientações para o projeto físico de banco de dados em SGBDRs.
16.4 Discuta os tipos de modificações que podem ser aplicadas a um projeto lógico de banco de dados de um banco de dados relacional.
16.5 Sob quais situações a desnormalização de um esquema de banco de dados seria utilizada? Dê exemplos de desnormalização.
16.6 Discuta a sintonização de índices para bancos de dados relacionais.
16.7 Discuta as considerações para a reavaliação e a modificação de consultas SQL.
16.8 Ilustre os tipos de alterações em consultas SQL que podem valer a pena ser considerados para a melhoria do desempenho durante a sintonização do banco de dados.
16.9 Quais as funções que as ferramentas típicas de projeto de banco de dados provêem?

Bibliografia Selecionada

Wiederhold (1986) cobre todas as fases do projeto de banco de dados, com ênfase no projeto físico. O'Neil (1994) faz uma análise detalhada do projeto físico e de questões de transação referentes a SGDBRs comerciais.

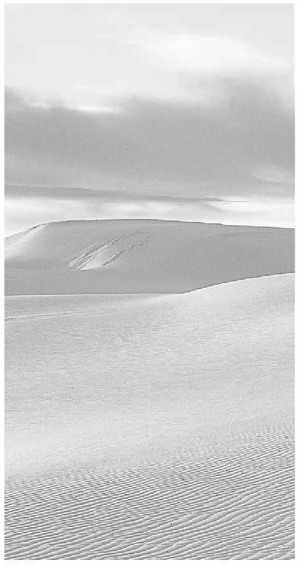
Navathe e Kerschberg (1986) discutem todas as fases do projeto de banco de dados e destacam o papel dos dicionários de dados. Rozen e Shasha (1991) e Carlis e March (1984) apresentam diferentes modelos para o problema de projeto físico de banco de dados.

Página em branco

5

Conceitos de Processamento de Transações

Página em branco



17

Introdução aos Conceitos e à Teoria do Processamento de Transações

O conceito de transação fornece um mecanismo para descrição de unidades lógicas de processamento de banco de dados. **Sistemas de processamento de transação** são sistemas com grandes bancos de dados e centenas de usuários executando transações concorrentes no banco de dados. Exemplos desses tipos de sistemas englobam os sistemas para reservas de passagens, bancos, processamento de cartões de crédito, mercados de ações, entregas de supermercados, entre outros. Eles exigem alta disponibilidade e baixo tempo de resposta para as centenas de usuários concorrentes. Neste capítulo apresentaremos os conceitos necessários aos sistemas de processamento de transação. Definiremos o conceito de uma transação usado para representar uma unidade lógica de processamento de banco de dados, que deve ser completo e integral para garantir precisão. Analisaremos o problema do controle de concorrência, quando diversas transações, submetidas por vários usuários, interferirem nas outras, produzindo resultados incorretos. Discutiremos também a restauração (ou recuperação)* de falhas de transação.

A Seção 17.1 discutirá informalmente por que o controle de concorrência e a restauração são necessários em um sistema de banco de dados. A Seção 17.2 introduzirá o conceito de transação e discutirá conceitos adicionais relacionados ao processamento de transação em sistemas de banco de dados. A Seção 17.3 apresentará os conceitos de atomicidade, preservação de consistência, isolamento e durabilidade (ou persistência) — chamados de propriedades ACID —, que são considerados desejáveis em transações. A Seção 17.4 introduzirá o conceito de planos (ou histórico) de execução de transações e caracterizará a restaurabilidade (ou capacidade de restauração) de planos. A Seção 17.5 discutirá o conceito de serialidade em execuções de transação concorrente, que pode ser usado para definir seqüências de execução (ou planos) corretas com transações concorrentes. A Seção 17.6 apresentará as facilidades que dão suporte ao conceito de transação em SQL.

Os dois capítulos subseqüentes detalharão as técnicas usadas no processamento de transações. O Capítulo 18 descreverá as técnicas básicas para controle de concorrência e o Capítulo 19, uma visão das técnicas de restauração (ou recuperação).

17.1 Introdução ao Processamento de Transações

Nesta seção introduziremos, formalmente, os conceitos de execução concorrente de transações e restauração de falhas em transações. A Seção 17.1.1 comparará sistemas de banco de dados monousuário e multiusuário, e demonstrará como a execução concorrente de transações se comporta em um sistema multiusuário. A Seção 17.1.2 definirá o conceito de transação e apresentará um modelo simples de execução de transações, baseado em operações de leitura e gravação em banco de dados, usado para formalizar os conceitos de controle de concorrência e restauração. A Seção 17.1.3 mostrará, por meio de exemplos informais, por que são necessárias técnicas para controle de concorrência em sistemas multiusuários. Finalmente, a Seção

* Optou-se por *restauração* para tradução da palavra inglesa *recovery*, a fim de se evitar a repetição do termo *recuperação* usado para a palavra *retrieval* (recuperar, puxar, trazer dados do banco de dados). (N. de R.T.)

17.1.4 discutirá por que são necessárias técnicas que possibilitem restauração de falhas, discutindo os diferentes meios pelos quais transações em execução podem falhar.

17.1.1 Sistemas Monousuários Versus Multiusuários

Um dos critérios de classificação de um sistema de banco de dados refere-se ao número de usuários que podem usar o sistema **concorrentemente** — isto é, ao mesmo tempo. Um SGBD será **monousuário** se somente um usuário de cada vez puder usar o sistema, e será **multiusuário** se muitos usuários puderem usá-lo — e, portanto, acessar o banco de dados — concorrentemente. SGBDs monousuários estão mais restritos aos sistemas de computação pessoal; a maioria dos demais SGBDs é multiusuária. Por exemplo, um sistema de reservas de uma empresa aérea é usado por centenas de agências de viagem e balcões de reservas concorrentemente. Sistemas bancários, seguradoras, casas de câmbio, supermercados, entre outros, também são operados por muitos usuários, que submetem transações concorrentes ao sistema.

Diversos usuários podem ter acesso aos bancos de dados — e usar os sistemas de computador — simultaneamente por causa do conceito de **multiprogramação**, que permite que o computador execute diversos programas — ou **processos** — ao mesmo tempo. Se houver apenas uma unidade central de processamento (CPU), ela poderá executar de fato, no máximo, um processo de cada vez. Entretanto, **sistemas operacionais com multiprogramação** executam alguns comandos de um processo, depois suspendem esse processo e executam alguns comandos do próximo processo, e assim por diante. O processo será retomado no ponto em que foi suspenso quando retornar à CPU. Portanto, a execução concorrente de processos é, na verdade, intercalada, como ilustrado na Figura 17.1, que apresenta dois processos, A e B, executados concorrentemente de modo intercalado. A intercalação possibilita a ocupação da CPU, enquanto um processo executa uma operação de entrada ou saída (I/O), como ler um bloco de um disco. A CPU será chaveada para executar outro processo em vez de permanecer ociosa durante esse tempo de I/O. A intercalação também impede que um processo longo retarde outros processos.

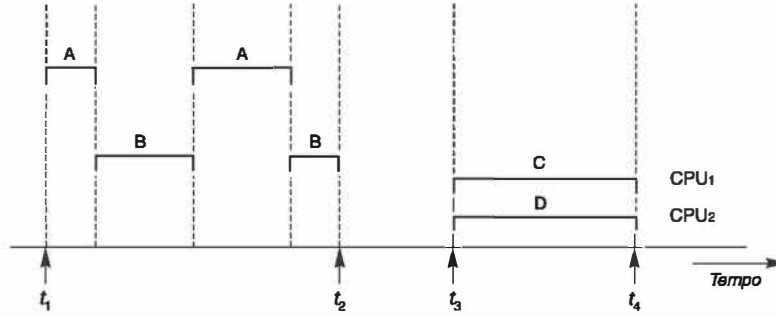


FIGURA 17.1 Processamento intercalado versus processamento paralelo de transações concorrentes.

Se o sistema de computador possuir vários processadores (CPUs), será possível o **processamento paralelo** de diversos processos, como ilustrado na Figura 17.1 pelos processos C e D. A maior parte da teoria relacionada ao controle de concorrência em bancos de dados foi desenvolvida em termos de **concorrência intercalada**, assim, no restante deste capítulo, assumiremos esse modelo. Em um SGBD multiusuário, os itens de dados armazenados são os recursos primários que devem ser acessados concorrentemente por usuários interativos ou programas de aplicação, que estão constantemente recuperando informações e modificando o banco de dados.

17.1.2 Transações, Operações de Leitura e Escrita e *Buffers* de SGBD

Uma **transação** é um programa em execução que forma uma unidade lógica de processamento no banco de dados. Uma transação inclui uma ou mais operações de acesso ao banco de dados — englobam operações de inserção, exclusão, alteração ou recuperação. As operações de banco de dados que formam uma transação podem estar embutidas em um programa de aplicação ou podem ser especificadas interativamente, via uma linguagem de consulta de alto nível, tal como a SQL. Um meio para especificar os limites de uma transação é estabelecer explicitamente declarações de **início de transação** e **fim de transação** em um programa de aplicação; nesse caso, todas as operações de acesso ao banco de dados, entre as duas, serão consideradas parte da transação. Um programa de aplicação pode conter mais de uma transação — se ele contiver diversos limites de tran-

sações. Se as operações em um banco de dados de uma transação não atualizarem o banco de dados, apenas recuperarem os dados, a transação será chamada de **transação de leitura (read-only)**.

O modelo de banco de dados que será usado para explicar os conceitos de processamento de transações é muito simplificado. O **banco de dados** é basicamente representado por uma coleção de **itens de dados denominados**. O tamanho do item de dado será sua **granularidade**, que pode ser um campo de algum registro do banco de dados ou pode ser uma unidade maior, como um registro inteiro ou mesmo um bloco de disco, mas os conceitos que discutiremos são independentes da granularidade do item de dado. Usando esse modelo de banco de dados simplificado, as operações básicas de acesso ao banco de dados que uma transação pode conter são as seguintes:

- **`ler_item(X)`**: Lê um item do banco de dados, chamado X, em uma variável de programa. Para simplificar nossa notação, assumiremos que *a variável de programa também seja chamada X*.
- **`gravar_item(X)`**: Grava o valor de uma variável de programa X em um item de banco de dados chamado X.

Como vimos no Capítulo 13, a unidade básica de transferência de dados do disco para a memória principal é o bloco. Executar um comando `ler_item(X)` engloba os seguintes passos:

1. Encontrar o endereço do bloco de disco que contém o item X.
2. Copiar esse bloco para um *buffer* na memória principal (se o bloco de disco ainda não estiver em algum *buffer* da memória principal).
3. Copiar o item X do *buffer* para a variável de programa chamada X.

Executar um comando `gravar_item(X)` compreende os seguintes passos:

1. Encontrar o endereço do bloco de disco que contém o item X.
2. Copiar esse bloco de disco para um *buffer* na memória principal (se ele ainda não estiver em algum *buffer* da memória principal).
3. Copiar o item X de uma variável de programa chamada X para seu local correto no *buffer*.
4. Armazenar o bloco atualizado no *buffer* de volta para o disco (imediatamente ou em algum momento posterior).

O passo 4 é o que realmente atualizará o banco de dados no disco. Em alguns casos, se houver outras mudanças a serem feitas no *buffer*, ele não será imediatamente armazenado no disco. Normalmente a decisão de quando armazenar um bloco de disco alterado, que está no *buffer* da memória principal, é tomada pelo administrador de restauração do SGBD em conjunto com o sistema operacional. O SGBD mantém, em geral, alguns ***buffers*** na memória principal que contêm os blocos de disco do banco de dados com os itens que estiverem sendo processados. Quando esses *buffers* estiverem todos ocupados, e outros blocos do banco de dados precisarem ser copiados na memória, alguma política de substituição de *buffer* será utilizada para escolher qual entre os *buffers* correntes será substituído. Se o *buffer* escolhido tiver sido modificado, ele deverá ser gravado no disco antes de ser reutilizado.[1]

Uma transação compreende operações `ler_item` e `gravar_item` para acessos e atualizações do banco de dados. A Figura 17.2 mostrará exemplos de duas transações muito simples. O **conjunto_leitura** de uma transação será o conjunto de todos os itens que a transação ler, e o **conjunto_gravação** será o conjunto de todos os itens que a transação gravar. Por exemplo, o conjunto_leitura de T_1, na Figura 17.2, é {X, Y}, e seu conjunto_gravação também é {X, Y}.

(a) T_1

```
ler_item (X);
X:=X-N;
escrever_item (X);
ler_item (Y);
Y:=Y+N;
escrever_item (Y);
```

(b) T_2

```
escrever_item (X);
X:=X+M;
escrever_item (X);
```

FIGURA 17.2 Duas transações simples. (a) Transação T_1. (b) Transação T_2.

Tanto o controle de concorrência quanto os mecanismos para restauração estão relacionados principalmente com os comandos de acesso a banco de dados de uma transação. Transações submetidas por vários usuários podem ser executadas concorrentemente e podem acessar e atualizar os mesmos itens no banco de dados. Se essa execução for descontrolada, pode-

1 Não discutiremos aqui as políticas para substituição de *buffers* da maneira como elas são normalmente vistas em livros de sistemas operacionais.

rão ocorrer problemas de inconsistência no banco de dados. Na próxima seção, veremos informalmente alguns desses possíveis problemas.

17.1.3 Por que o Controle de Concorrência é Necessário

Diversos problemas podem ocorrer quando transações concorrentes são executadas de maneira descontrolada. Ilustraremos alguns desses problemas fazendo referência a um banco de dados, muito simplificado, de reservas de uma companhia aérea, no qual será armazenado um registro para cada vôo da companhia. Cada registro conterá, como um *item denominado de dado*, o número de poltronas reservadas para aquele vôo, entre outras informações. A Figura 17.2a mostra uma transação T_1 que *transfere N* reservas de um vôo, cujo número de poltronas reservadas está em um item do banco de dados chamado X, para um outro vôo, cujo número de assentos reservados está armazenado em um item de dados chamado Y. A Figura 17.2b mostra uma transação T_2 mais simples, que apenas *reserva* M assentos no mesmo vôo (X) referenciado na transação T_1.[2] Para simplificar nosso exemplo, não mostraremos as demais etapas das transações, tais como verificar se o vôo tem poltronas suficientes para atender à reserva em questão.

Quando um programa de acesso ao banco de dados for escrito, ele terá como parâmetros os números dos vôos, suas datas e o número de assentos a serem reservados, portanto, o mesmo programa pode ser usado para executar muitas transações, cada uma em vôos diferentes e com números diferentes de poltronas a serem reservadas. Para efeito de controle de concorrência, uma transação é uma *execução particular* de um programa em uma data específica, num dado vôo e com um dado número de poltronas. Nas figuras 17.2a e b, as transações T_1 e T_2 são *execuções específicas* dos programas que se referem a vôos específicos, cujos números de assentos estão armazenados em itens de dado X e Y no banco de dados. Discutiremos agora os tipos de problemas que podemos encontrar com essas duas transações, caso sejam executadas concorrentemente.

O Problema da Atualização Perdida. Esse problema ocorre quando duas transações que acessam os mesmos itens de banco de dados tiverem suas operações intercaladas, de forma que tornem o valor de alguns dos itens do banco de dados incorretos. Suponha que as transações T_1 e T_2 sejam submetidas aproximadamente ao mesmo tempo, e que suas operações sejam intercaladas, como mostra a Figura 17.3a; então o valor final do item X será incorreto, porque T_2 lerá o valor de X *antes de* T_1 mudá-lo no banco de dados, portanto, o valor atualizado resultante de T_1 será perdido. Por exemplo, se X = 80 no início (originalmente havia 80 reservas no vôo), $N = 5$ (T_1 transfere 5 reservas de assentos do vôo X para o vôo Y) e $M = 4$ (T_2 reserva 4 poltronas em X), o resultado final deveria ser X = 79, mas, na intercalação de operações mostrada na Figura 17.3a, X = 84 porque a atualização feita por T_1, que removeu cinco reservas de X, foi *perdida*.

O Problema da Atualização Temporária (ou *Dirty Read* — Leitura de Sujeira). Esse problema ocorre quando uma transação atualizar um item de banco de dados e, a seguir, falhar por alguma razão (Seção 17.1.4). O item atualizado será acessado por uma outra transação antes que ele retorne ao seu valor original. A Figura 17.3b mostra um exemplo, onde T_1 atualiza o item X e falha antes de encerrar, quando o sistema deve reverter o valor original de X. Entretanto, antes que ele possa fazer isso, a transação T_2 lê o valor 'temporário' de X, que não será gravado permanentemente no banco de dados por causa da falha de T_1. O valor do item X, que é lido por T_2, é chamado *sujeira*, por ele ter sido criado por uma transação incompleta e ainda não efetivada — por isso esse problema é conhecido também como *problema de leitura de sujeira*.

O Problema do Sumário Incorreto. Se uma transação aplicar uma função agregada para sumário de um número de registros enquanto outras transações estiverem atualizando alguns desses registros, a função agregada deverá calcular alguns valores antes de eles serem atualizados e outros depois de feita a atualização. Por exemplo, suponha que uma transação T_3 esteja calculando o número total de reservas em todos os vôos; enquanto isso, a transação T_1 é executada. Se acontecer a intercalação de operações mostrada na Figura 17.3c, o resultado de T_3 não contabilizará N, pois T_3 leu o valor de X *depois* que os N assentos foram subtraídos, mas lerá o valor de Y *antes* que esses N assentos tenham sido adicionados a ele.

Um outro problema que pode ocorrer é chamado **leitura sem repetição**, quando uma transação T lê um item duas vezes e o item for mudado por uma outra transação T' entre essas duas leituras. Portanto, T receberá *valores diferentes* para duas leituras do mesmo item. Isso poderá ocorrer, por exemplo, se, durante uma transação para reserva na companhia aérea, um cliente consultar a disponibilidade de assento em diversos vôos. Quando ele se decidir por um vôo em particular, a transação, então, lerá o número de assentos nesse vôo uma segunda vez, antes de completar a reserva.

---

2 Um exemplo similar, mais comum, adota um banco de dados de um banco com uma transação de transferência de fundos de uma conta X para uma conta Y, e uma outra transação de um depósito na conta X.

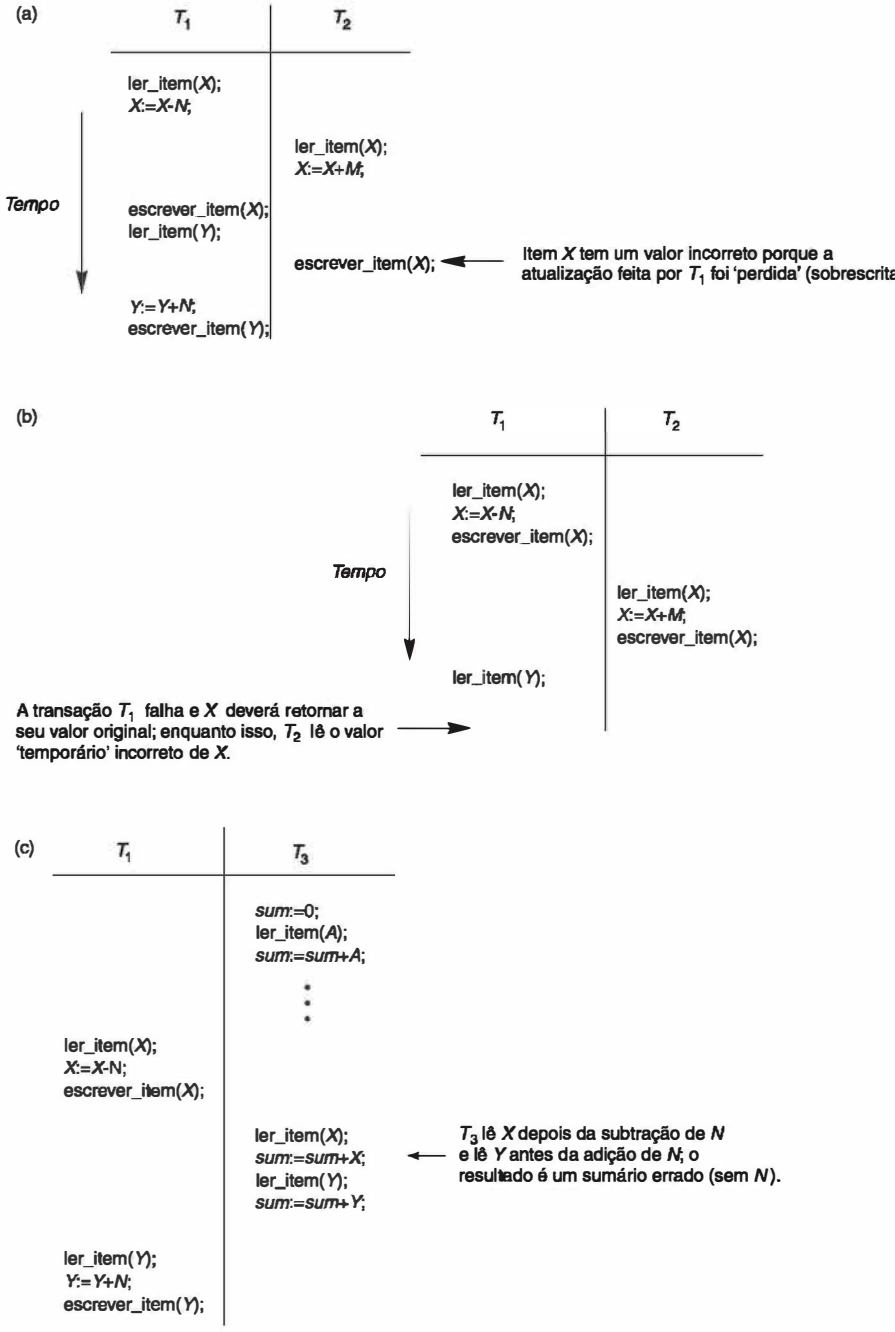


FIGURA 17.3 Alguns dos problemas que podem ocorrer quando uma execução concorrente não for controlada. (a) O problema da atualização perdida. (b) O problema da atualização temporária. (c) O problema do sumário incorreto.

17.1.4 Por que a Restauração (Recuperação) é Necessária

Se uma transação for executada por um SGBD, o sistema deverá garantir que: (1) todas as operações na transação foram completadas com sucesso e seu efeito será gravado permanentemente no banco de dados ou (2) a transação não terá nenhum efeito sobre o banco de dados ou sobre quaisquer outras transações. O SGBD não deverá permitir que algumas das operações de uma transação T sejam aplicadas ao banco de dados enquanto as outras operações T não o forem. Isso poderá acontecer se uma transação **falhar** depois de executar algumas de suas operações, mas antes de executar todas elas.

Tipos de Falhas. Geralmente as falhas são classificadas como de transação, sistema ou mídia. Há diversas razões possíveis para a falha de uma transação durante sua execução:

1. O *computador falhar (crash ou queda do sistema)*: Um erro de hardware, software ou rede ocorre em um sistema de computador durante a execução da transação. Quedas de hardware são, geralmente, falhas de mídia — por exemplo, falha da memória principal.
2. *Um erro de transação ou sistema*: Alguma operação da transação pode causar falha, como o estouro (*overflow*) de um inteiro ou uma divisão por zero. Falhas de transação também podem ocorrer por conta de valores errados de parâmetros ou por causa de um erro de lógica na programação.[3] Além disso, o usuário pode interromper a transação durante sua execução.
3. *Erros locais ou condições de exceção detectadas pela transação*: Durante a execução da transação, podem ocorrer determinadas condições que necessitem do cancelamento da transação. Por exemplo, os dados para a transação não foram encontrados. Observe que uma condição de exceção,[4] como um saldo insuficiente na conta do banco de dados de um banco, pode fazer com que uma transação, tal como a retirada de fundos, seja cancelada. Essa exceção seria programada na própria transação, portanto, não seria considerada uma falha.
4. *Imposição do controle de concorrência*: O método de controle de concorrência (Capítulo 18) pode optar por abortar uma transação para ser reiniciada posteriormente caso ela viole a serialização (Seção 17.5) — ou porque diversas transações estão em um estado de *deadlock* (impasse).
5. *Falha de disco*: Alguns blocos de disco podem perder seus dados por causa do mau funcionamento de uma leitura ou de uma gravação, ou por causa de um *crash* do cabeçote de leitura/escrita de um disco. Isso pode acontecer durante uma operação de leitura ou gravação da transação.
6. *Problemas físicos e catástrofes*: Referem-se a uma lista sem fim de problemas que incluem falha de energia ou de ar-condicionado, fogo, furto, sabotagem, sobregravação de dados em discos ou fitas por engano ou montagem de uma fita errada pelo operador.

Falhas dos tipos 1, 2, 3 e 4 são mais freqüentes que as dos tipos 5 ou 6. Se ocorrer uma falha do tipo 1 a 4, o sistema deverá manter informações suficientes para se recuperar dessa falha. Falhas de disco ou outras falhas catastróficas, do tipo 5 ou 6, não acontecem freqüentemente; se elas ocorrerem, a restauração é uma tarefa especializada. Veremos restauração (recuperação) de falhas no Capítulo 19.

O conceito de transação é fundamental para muitas das técnicas de controle de concorrência e restauração de falhas.

17.2 Conceitos de Transação e Sistema

Nesta seção discutiremos outros conceitos relevantes ao processamento de transações. A Seção 17.2.1 descreverá os vários estados em que uma transação pode estar e discutirá operações adicionais relevantes do processamento de transações. Analisaremos, na Seção 17.2.2, o *log* (registro de ocorrências) de sistema, que mantém as informações necessárias para a restauração. A Seção 17.2.3 descreverá o conceito de pontos para efetivação (*commit*) de transações e por que eles são importantes no processamento de transações.

17.2.1 Estados da Transação e Operações Adicionais

Uma transação é uma unidade atômica de trabalho que ou estará completa ou não foi realizada. Para propostas de restauração, o sistema precisa manter o controle de quando a transação inicia, termina e de suas efetivações ou interrupções (*commits* ou *aborts*) (Seção 17.2.3). Portanto, o administrador de restaurações mantém o controle das seguintes operações:

---

3 Em geral, uma transação deveria ser completamente testada, de forma a garantir que não haja *bugs* (erros de lógica de programação).

4 Condições de exceção, se corretamente programadas, não constituem falhas de transação.

- BEGIN_TRANSACTION: Marca o início da execução da transação.
- READ ou WRITE: Especificam operações de leitura ou gravação em itens do banco de dados, que são executadas como parte de uma transação.
- END_TRANSACTION: Especifica que as operações READ e WRITE da transação terminaram, e marca o fim da execução da transação. Entretanto, nesse ponto é necessário verificar se as mudanças introduzidas pela transação podem ser permanentemente aplicadas ao banco de dados (efetivadas), ou se a transação deverá ser abortada porque viola a serialização (Seção 17.5), ou por alguma outra razão.
- COMMIT_TRANSACTION: Indica *término com sucesso* da transação, de forma que quaisquer alterações (atualizações) executadas poderão ser seguramente **efetivadas** no banco de dados e não serão desfeitas.
- ROLLBACK (ou ABORT): Indica que uma transação *não terminou com sucesso*, de forma que quaisquer mudanças ou efeitos que a transação possa ter aplicado ao banco de dados deverão ser desfeitas.

A Figura 17.4 mostra um diagrama de transição de estados que descreve como uma transação percorre seus estados de execução. Uma transação entra em **estado ativo** imediatamente após o início de sua execução, no qual poderá emitir operações READ (leitura) e WRITE (gravação). Quando a transação termina, ela passa para o **estado de efetivação parcial**. Nesse ponto, alguns protocolos de restauração precisam garantir que uma falha de sistema não impossibilite a gravação permanente das mudanças promovidas pela transação (geralmente pela gravação de mudanças no *log* do sistema, que será visto na próxima seção).[5] Uma vez atendidas todas as verificações, diz-se que a transação alcançou seu ponto de efetivação, e entra, então, no **estado de efetivação (*committed state*)**. Os pontos para efetivação serão discutidos com mais detalhes na Seção 17.2.3. Uma vez efetivada, a transação tem sua execução concluída com sucesso, e todas as suas mudanças serão gravadas permanentemente no banco de dados.

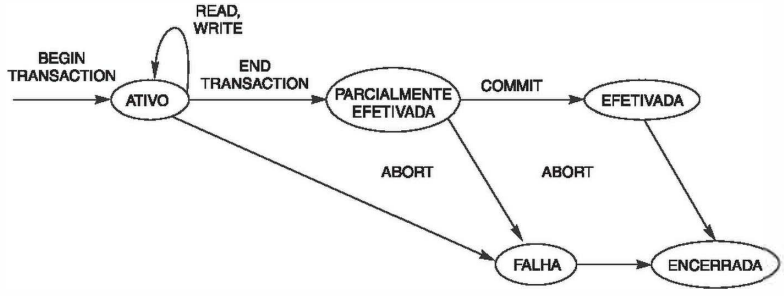


FIGURA 17.4 Diagrama de transição de estado ilustrando os estados de execução de uma transação.

Entretanto, uma transação poderá entrar em **estado de falha** se uma das verificações falhar ou se a transação for interrompida durante seu estado ativo. A transação deverá, então, ser revertida para desfazer os efeitos de suas operações WRITE no banco de dados. O **estado encerrado** corresponde ao estado da transação quando deixa o sistema. As informações sobre a transação que foram mantidas no sistema em tabelas, enquanto a transação estava em execução, serão removidas quando a transação terminar. Transações falhas ou interrompidas podem ser *reiniciadas* mais tarde — automaticamente ou depois de serem re-submetidas pelo usuário — como uma nova transação.

17.2.2 O *Log* (Registro de Ocorrências) do Sistema

Para poder se recuperar de falhas que afetam as transações, o sistema mantém um ***log***[6] para controlar todas as operações da transação que afetem valores dos itens do banco de dados. Essas informações podem ser necessárias para permitir a restauração de falhas. O *log* é mantido em disco, de forma que não será afetado por nenhum tipo de falha, exceto falha de disco ou catastrófica. Além disso, o *log* é periodicamente copiado para um sistema de armazenamento (fita), a fim de ser protegido de falhas catastróficas. Relacionaremos, agora, os tipos de entradas — chamadas **registros de *log*** — gravadas no *log* a cada ação

5 O controle de concorrência otimista (Seção 18.4) também exige que certas verificações sejam feitas nesse ponto para garantir que a transação não interfira em outras transações em execução.

6 O *log*, às vezes, é chamado de diário do SGBD.

executada. Nessas entradas, T faz referência a um único identificador de transação (**id_transação**), que é gerado automaticamente pelo sistema e usado para identificar cada transação:

1. [`start_transaction`, T]: Indica que a transação T começou a ser executada.
2. [`escrever_item`, T, X, *valor_antigo*, *novo_valor*]: Indica que a transação T mudou o valor do item X no banco de dados do *valor_antigo* para o *novo_valor*.
3. [`ler_item`, T, X]: Indica que a transação T leu o valor do item X do banco de dados.
4. [`commit`, T]: Indica que a transação T foi completada com sucesso e afirma que seus efeitos podem ser efetivados (gravados permanentemente) no banco de dados.
5. [`abort`, T]: Indica que a transação T foi interrompida (abortada).

Protocolos para restauração que evitem reversões (*rollbacks* — retornos) em cascata (Seção 17.4.2) — os quais compreendem quase todos os protocolos práticos — não exigem que as operações READ sejam escritas no *log* do sistema. Entretanto, se o *log* também for usado para outros fins — como auditoria (manter o controle de todas as operações do banco de dados) —, então esse tipo de entrada deverá ser incluído. Além disso, alguns protocolos de restauração exigem entradas WRITE mais simples, que não incluem `novo_valor` (Seção 17.4.2).

Observe que supusemos aqui que *todas* as mudanças permanentes no banco de dados são efeitos das transações, de forma que a noção de restauração de falhas de transação implica um conjunto de ações para desfazer ou refazer, individualmente, operações de transações do *log*. Se o sistema entrar em colapso, poderemos recuperar o banco de dados para um estado consistente examinando o *log* e usando uma das técnicas descritas no Capítulo 19. Como o *log* contém um registro para cada operação WRITE que altera o valor de algum item do banco de dados, é possível **desfazer (undo)** o efeito dessas operações WRITE de uma transação T, voltando o *log* e reajustando todos os itens alterados por uma operação WRITE de T para seus `valores_antigos`. **Refazer (redo)** as operações de uma transação pode também ser necessário se todas as suas atualizações estiverem registradas no *log*, mas pode ocorrer uma falha antes que se possa garantir que todos esses `novos_valores` foram gravados permanentemente, no banco de dados real do disco.[7] Para refazer as operações da transação T, avança-se no *log* registrando todos os itens alterados por uma operação WRITE de T com seus `novos_valores`.

17.2.3 Ponto de Efetivação (*Commit Point*) de uma Transação

Uma transação T alcança seu **ponto de efetivação (*commit point*)** quando todas as suas operações que acessam o banco de dados estão sendo executadas com sucesso *e* o efeito de todas elas estiverem sendo gravados no *log*. Após o ponto de efetivação, a transação é dita **efetivada**, e seu efeito será *gravado* de modo *permanente* no banco de dados. Em seguida, a transação grava um registro de efetivação [`commit`, T] no *log*. Se ocorrer uma falha de sistema, buscaremos todas as transações T no *log* que tenham um registro [`start_transaction`, T], mas que ainda não tenham gravado seu registro [`commit`, T]; essas transações deverão se *reverter* (*rollback*) para que seus efeitos sejam desfeitos no banco de dados durante o processo de restauração. Transações que tenham registro de efetivação (*commit*) no *log* deverão ter também registradas no *log* suas operações WRITE, de forma que seu efeito no banco de dados possa ser *refeito* por meio deles.

Observe que o arquivo de *log* deve ser mantido no disco. Conforme analisado no Capítulo 13, atualizar um arquivo de disco envolve copiar, em um *buffer* da memória principal, o bloco apropriado do arquivo no disco, e depois copiar o *buffer* para o disco. É comum manter um ou mais blocos do arquivo de *log* em *buffers* da memória principal até que eles estejam preenchidos com entradas de *log* e, então, gravá-los de uma vez só, em vez de gravar em disco toda entrada de *log* que for adicionada por vez. Isso reduz carga de sistema (*overhead*) para diversas gravações em disco do mesmo bloco de arquivo de *log*. No momento em que houver colapso do sistema, apenas as entradas de *log* que *foram gravadas de volta no disco* serão consideradas no processo de restauração, pois o conteúdo da memória principal poderá estar perdido. Portanto, *antes* que uma transação alcance seu ponto de efetivação, toda porção do *log* que ainda não tiver sido registrada em disco precisará agora ser feita. Esse processo é chamado **gravação forçada (*force-writting*)** do arquivo de *log* antes da efetivação de uma transação.

17.3 Propriedades Desejáveis das Transações

As transações devem possuir algumas propriedades, chamadas **propriedades ACID**, e elas devem ser impostas pelo controle de concorrência e métodos de restauração do SGBD. As propriedades ACID são as seguintes:

---

7 Desfazer (undo) e refazer (redo) serão discutidos com mais detalhes no Capítulo 19.

1. **Atomicidade**: Uma transação é uma unidade atômica de processamento; ou ela será executada em sua totalidade ou não será de modo nenhum.
2. **Preservação de consistência**: Uma transação será preservadora de consistência se sua execução completa fizer o banco de dados passar de um estado consistente para outro.
3. **Isolamento**: Uma transação deve ser executada como se estivesse isolada das demais. Isto é, a execução de uma transação não deve sofrer interferência de quaisquer outras transações concorrentes.
4. **Durabilidade ou permanência**: As mudanças aplicadas ao banco de dados por uma transação efetivada devem persistir no banco de dados. Essas mudanças não devem ser perdidas em razão de uma falha.

A propriedade da atomicidade exige que executemos uma transação por completo. É responsabilidade do subsistema de restauração de transações do SGBD garantir a atomicidade. Se uma transação falhar por alguma razão, como um colapso de sistema durante sua execução, a técnica de restauração deverá desfazer quaisquer efeitos dessa transação no banco de dados.

A preservação da consistência é geralmente considerada responsabilidade do programador que codifica os programas de banco de dados, ou do módulo do SGBD que garante as restrições de integridade. Recordemos que um **estado do banco de dados** é a coleção de todos os itens de dados armazenados (valores) no banco de dados em um dado momento. Um **estado consistente** do banco de dados satisfaz as restrições especificadas no esquema, bem como quaisquer outras restrições que devam controlar o banco de dados. Um programa de banco de dados deve ser escrito de forma que garanta que, se o banco de dados está em um estado consistente antes da execução da transação, ele estará em um estado consistente depois da execução *completa* da transação, assumindo que *nenhuma interferência com outras transações* ocorrerá.

O isolamento é imposto pelo subsistema de controle de concorrência do SGBD.[8] Se alguma transação não tornar suas atualizações invisíveis às outras até que seja efetivada, será imposta alguma forma de isolamento que solucione o problema de atualizações temporárias e elimine reversões (*rollbacks*) em cascata (Capítulo 19). Tem havido tentativas para estabelecer o *nível de isolamento* de uma transação. Diz-se que uma transação tem nível de isolamento 0 (zero) se ela não sobrescrever leitura de sujeira de transações de nível mais alto. O isolamento de nível 1 (um) não permite atualizações perdidas; e, no isolamento de nível 2, não há atualizações perdidas nem leitura de sujeira. Finalmente, no isolamento de nível 3 (também chamado *isolamento verdadeiro*), há, além das propriedades do nível 2, leituras repetíveis.

Finalmente a propriedade de durabilidade é responsabilidade do subsistema de restauração do SGBD. No Capítulo 19 discutiremos como os protocolos de restauração garantem durabilidade e atomicidade.

17.4 Definindo Plano de Execução (*Schedules*) Baseado na Restaurabilidade (*Recoverability*)

Quando transações são executadas concorrentemente, de maneira intercalada, a ordem de execução das operações das várias transações é conhecida como **plano de execução** (ou **histórico**). Nesta seção definiremos primeiro o conceito de plano de execução e, depois, caracterizaremos os tipos de planos que facilitam a restauração quando ocorrerem falhas. Na Seção 17.5 caracterizaremos planos em termos de interferência de transações participantes, levando aos conceitos de serialidade e de planos de execução serializáveis.

17.4.1 Planos de Execução (Histórico) de Transações

Um **plano** (ou **histórico**) S de n transações $T_1, T_2, \ldots, T_n$ é a ordenação das operações das transações sujeitas a uma restrição tal que, para cada transação T_i que participe de S, as operações de T_i em S deverão aparecer na mesma ordem em que elas ocorrem em T_i. Observe, entretanto, que operações de outras transações T_j poderão ser intercaladas com as operações de T_i em S. Por ora, considere que a ordem das operações em S seja a *ordenação total*, embora teoricamente seja possível tratar planos cujas operações tenham *ordenações parciais* (conforme veremos depois).

Para fins de restauração e controle de concorrência, estamos interessados principalmente nas operações de `ler_item` (leitura de um item) e `escrever_item` (gravação de um item), bem como nas operações `commit` (efetivação) e `abort` (interrupção). Uma notação resumida para codificação de um plano usa os símbolos r, w, c e a para as operações `ler_item`, `escrever_item`, `commit` e `abort`, respectivamente, e anexa, para documentação, o *id* da transação (número da transação) em cada

8 Veremos os protocolos de controle de concorrência no Capítulo 18.

operação do plano. Nessa notação, o item X do banco de dados que for lido ou gravado segue as operações r e w entre parênteses. Por exemplo, o plano da Figura 17.3a, que chamaremos de S_a, pode ser escrito nesta notação, como segue:

S_a: $r_1(X)$; $r_2(X)$; $w_1(X)$; $r_1(Y)$; $w_2(X)$; $w_1(Y)$;

De forma similar, o plano para a Figura 17.3b, que chamaremos de S_b, pode ser escrito como segue, se assumirmos que a transação T_1 abortou depois de sua operação `ler_item(Y)`:

S_b: $r_1(X)$; $w_1(X)$; $r_2(X)$; $w_2(X)$; $r_1(Y)$; a_1;

Duas operações em um plano são ditas em **conflito** se elas satisfizerem todas as três condições seguintes: (1) pertencerem a diferentes transações; (2) acessarem o mesmo item X; e (3) pelos menos uma das operações ser um `escrever_item(X)`. Por exemplo, no plano S_a, as operações $r_1(X)$ e $w_2(X)$ conflitam, bem como as operações $r_2(X)$ e $w_1(X)$, e as operações $w_1(X)$ e $w_2(X)$. Entretanto, as operações $r_1(X)$ e $r_2(X)$ não conflitam, uma vez que ambas são de leitura; as operações $w_2(X)$ e $w_1(Y)$ não conflitam porque operam em diferentes itens de dados, X e Y; e as operações $r_1(X)$ e $w_1(X)$ não conflitam porque pertencem à mesma transação.

Um plano S, com n transações $T_1, T_2, \ldots, T_n$, é chamado um **plano completo** se forem garantidas as seguintes condições:

1. As operações em S são exatamente as operações de $T_1, T_2, \ldots, T_n$, tendo um *commit* ou um *abort* como última operação de cada transação no plano.
2. Para quaisquer pares de operações da mesma transação T_i, sua ordem de aparecimento em S será a mesma que em T_i.
3. Para quaisquer duas operações conflitantes, uma das duas precisa aparecer antes da outra no plano.[9]

A condição (3) anterior permite que *duas operações não conflitantes* apareçam no plano sem definir qual deva aparecer primeiro, levando, assim, à definição de um plano com **ordenação parcial** das operações das n transações.[10] Entretanto, a ordenação total deve ser especificada em planos com algum par de operações conflitantes (condição 3), e para algum par de operações da mesma transação (condição 2). A condição 1 simplesmente declara que todas as operações das transações devem aparecer em um plano completo. Uma vez que toda transação ou será efetivada ou será abortada, um plano completo não conterá nenhuma transação ativa em seu término.

Em geral, é difícil encontrar planos completos em um sistema de processamento de transações porque novas transações estarão continuamente sendo submetidas ao sistema. Portanto, é útil definir o conceito de **projeção de efetivadas (*committed projection*)** $C(S)$ de um plano S, que incluirá em S apenas as operações que pertencerem às transações efetivadas — isto é, as transações T_i cuja operação c_i, *commit*, pertença a S.

17.4.2 Caracterizando um Plano Baseado na Restaurabilidade

Em alguns planos é fácil a restauração de transações, enquanto, em outros, o processo pode ser muito complicado. Portanto, é importante caracterizar os tipos de planos nos quais a restauração é possível, bem como aqueles para os quais a restauração é relativamente simples. Essas caracterizações, na realidade, não fornecem o algoritmo de restauração, apenas tentam caracterizar teoricamente os diferentes tipos de planos.

Primeiro, devemos garantir que, uma vez efetivada a transação T, *nunca* mais seja necessário revertê-la. Os planos que teoricamente buscam esses critérios são chamados de *planos restauráveis (recuperáveis)*, e aqueles que não buscam são chamados **não-restauráveis**, portanto, não deveriam ser permitidos. Um plano S é restaurável se nenhuma transação T de S for efetivada até que todas as transações T', que tiverem gravado um item lido por T, tenham sido efetivadas. Uma transação T **é lida** pela transação T'em um plano S se algum item X for gravado por T' e, depois, lido por T. Além disso, T' não deve ser abortada antes que T leia o item X, e não deve haver transações que gravem X depois da gravação de T' e antes da leitura de T (a não ser que alguma dessas transações tiver abortado antes que T tivesse lido X).

Planos restauráveis exigem um processo de restauração complexo, como veremos, mas se forem mantidas informações suficientes (no *log*), poderá ser planejado um algoritmo de restauração. Os planos (parciais) S_a e S_b, da seção anterior, são ambos restauráveis, uma vez que satisfazem a definição acima. Considere o plano S_a' dado abaixo, que é o mesmo plano S_a, exceto pelas duas operações *commit* adicionadas a S_a:

S_a': $r_1(X)$; $r_2(X)$; $w_1(X)$; $r_1(Y)$; $w_2(X)$; c_2; $w_1(Y)$; c_1;

9 Teoricamente, não é preciso determinar uma ordem entre pares de operações *não-conflitantes*.

10 Na prática, a maioria dos planos tem uma ordenação total de operações. Se for usado processamento paralelo, teoricamente será possível ter planos com operações não-conflitantes, ordenadas parcialmente.

S_a' é restaurável, ainda que sofra do problema da perda de atualização. Entretanto, considere os dois planos (parciais), S_c e S_d, conforme segue:

S_c: $r_1(X)$; $w_1(X)$; $r_2(X)$; $r_1(Y)$; $w_2(X)$; c_2; a_1;
S_d: $r_1(X)$; $w_1(X)$; $r_2(X)$; $r_1(Y)$; $w_2(X)$; $w_1(Y)$; c_1; c_2;
S_e: $r_1(X)$; $w_1(X)$; $r_2(X)$; $r_1(Y)$; $w_2(X)$; $w_1(Y)$; a_1; a_2;

S_c não é restaurável porque T_2 lê o item X de T_1, e T_2 é efetivada antes que T_1 o seja. Se T_1 abortar depois da operação c_2 de S_c, então o valor de X lido por T_2 não será válido, e T_2 precisará ser abortada *após* ter sido efetivada, levando a um plano não restaurável. Para o plano ser restaurável, a operação c_2 em S_c deverá ser adiada até que T_1 seja efetivada, como mostrado em S_d; se T_1 abortar em vez de efetivar, então T_2 deverá abortar também, como mostrado em S_e, pois o valor de X lido por ela não será mais válido.

Em um plano restaurável, nenhuma transação efetivada jamais deveria precisar ser revertida. Entretanto, é possível ocorrer um fenômeno conhecido como **reversão em cascata (*cascading rollback* ou interrupção em cascata — *cascading abort*)**, quando uma transação *não-efetivada* tem de ser revertida porque leu um item de uma transação que falhou. Isso é ilustrado no plano S_e, onde a transação T_2 tem de ser revertida porque leu um item X de T_1, e T_1 foi, então, interrompida.

Como a reversão em cascata pode consumir muito tempo — caso seja preciso reverter muitas transações (Capítulo 19) —, é importante estabelecer planos de execução que garantam que esse fenômeno não ocorra. Um plano é chamado **livre de reversão em cascata (*avoid cascading rollback ou cascadeless — livre de cascata*)** se cada transação do plano ler somente os itens que foram gravados por transações efetivadas. Nesse caso, todos os itens lidos não serão descartados, logo, não ocorrerá reversão em cascata. Para satisfazer esse critério, o comando $r_2(X)$ dos planos S_d e S_e será adiado até que T_1 seja efetivada (ou abortada), retardando T_2, mas garantindo que não haja reversão em cascata caso T_1 seja interrompida.

Finalmente, há um terceiro tipo de plano mais restritivo, chamado **plano restrito (*strict schedule*)**, no qual as transações não poderão *nem ler nem gravar* um item X até que a última transação que grave X tenha sido efetivada (ou abortada). Planos restritos simplificam o processo de restauração. Em um plano restrito, o processo para desfazer uma operação `escrever_item(X)` de uma transação abortada é simplesmente restaurar a **imagem anterior** (*valor_antigo* ou BFIM — *before image*) do item de dado X. Esse procedimento simples sempre funciona corretamente em planos restritos, mas pode não funcionar em planos restauráveis ou livres de reversão em cascata. Por exemplo, considere o plano S_f:

S_f: $w_1(X, 5)$; $w_2(X, 8)$; a_1;

Suponha que o valor de X fosse originalmente 9, que é a imagem anterior armazenada no *log* do sistema com a operação $w_1(X, 5)$. Se T_1 abortar, como em S_f, o procedimento de recuperação, que restaura a imagem anterior de uma operação de gravação abortada, irá retornar o valor de X para 9, mesmo que ele já tenha sido alterado para 8 pela transação T_2, levando, assim, a resultados potencialmente incorretos. Embora o plano S_f seja livre de reversão em cascata, ele não é um plano restrito, uma vez que permite que T_2 grave um item X mesmo que a transação T_1, que alterou X por último, não tenha ainda sido efetivada (ou interrompida). Um plano restrito não terá esse problema.

Até agora caracterizamos os planos de acordo com os seguintes termos: (1) recuperabilidade, (2) impedimento de reversão em cascata e (3) rigorosidade. Assim, as propriedades dos planos impõem, sucessivamente, condições cada vez mais rigorosas. A condição (2) implica a condição (1), e a condição (3) implica ambas, a (2) e a (1). Dessa forma, todos os planos restritos são livres de reversão em cascata, e todos os planos livres de reversão em cascata são restauráveis.

17.5 Definindo Planos de Execução (*Schedules*) Baseados em Serialidade (*Serializability*)

Na seção anterior caracterizamos os planos com base em suas propriedades de recuperabilidade. Caracterizaremos agora os tipos de planos que são considerados corretos quando transações concorrentes estiverem em execução. Suponha que dois usuários — dois empregados que fazem reservas em uma empresa aérea — submetem ao SGBD as transações T_1 e T_2 da Figura 17.2 aproximadamente ao mesmo tempo. Se a intercalação das operações não for permitida, só há dois resultados possíveis:

1. Executar todas as operações da transação T_1 (em seqüência), seguidas por todas as operações da transação T_2 (em seqüência).
2. Executar todas as operações da transação T_2 (em sequência), seguidas por todas as operações da transação T_1 (em seqüência).

Essas alternativas são mostradas nas figuras 17.5a e b, respectivamente. Se a intercalação de operações for permitida, haverá muitas ordenações possíveis para as operações de cada uma das transações. Dois planos possíveis são mostrados na Figura 17.5c. O conceito de **serialidade de planos** é usado para identificar quais planos são corretos quando há intercalação das operações das transações na execução dos planos. Esta seção define serialidade e discute como ela pode ser usada na prática.

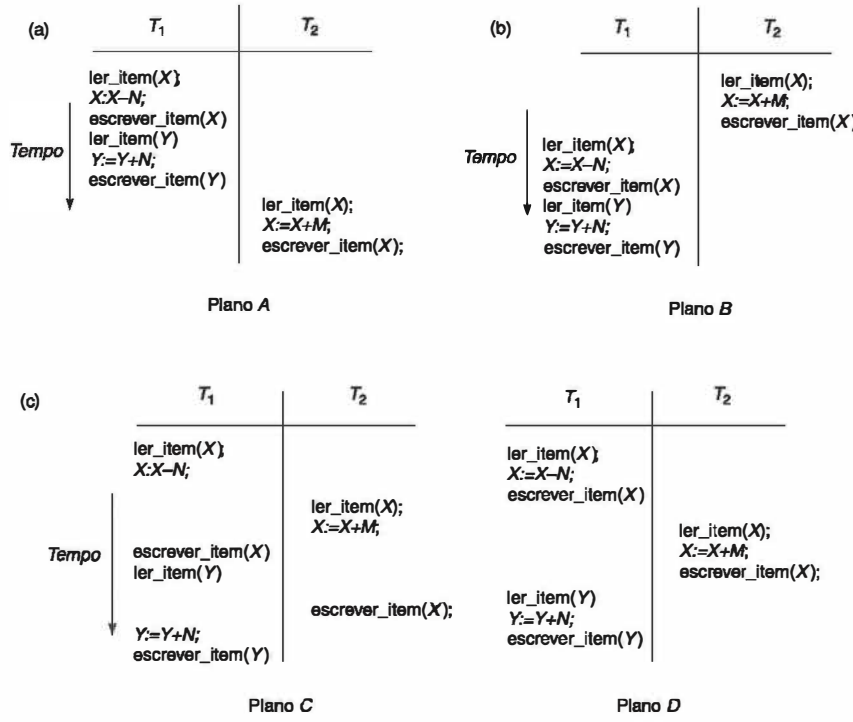


FIGURA 17.5 Exemplos de planos seriais e não-seriais envolvendo as transações T_1 e T_2. (a) Plano serial *A*: T_1 seguido por T_2. (b) Plano serial *B*: T_2 seguido por T_1. (c) Dois planos não-seriais, *C* e *D*, com intercalação de operações.

17.5.1 Planos Seriais, Não-Seriais e de Conflitos Serializáveis

Os planos A e B das figuras 17.5a e b são chamados *seriais* porque as operações de cada transação são executadas consecutivamente, sem intercalação das operações de outra transação. Em um plano serial, transações inteiras são executadas em ordem serial: T_1 depois T_2, na Figura 17.5a, e T_2 depois T_1, na Figura 17.5b. Os planos C e *D* da Figura 17.5c são chamados *não-seriais* porque cada seqüência intercala operações de duas transações.

Formalmente, um plano *S* é **serial** se, para cada transação *T* participante, todas as operações de *T* forem executadas consecutivamente no plano; de outra forma, o plano será chamado **não-serial**. Portanto, em um plano serial, apenas uma transação estará ativa por vez — a efetivação (ou interrupção) da transação ativa iniciará a execução da próxima transação. Nenhuma intercalação ocorre em um plano serial. Uma suposição razoável que poderíamos fazer, se considerarmos transações *independentes*, é que cada plano serial seja considerado correto. Isso porque cada transação é considerada correta se executada por si própria (de acordo com a propriedade de preservação da consistência, da Seção 17.3). Portanto, não interessa qual transação seja executada primeiro. Enquanto cada transação for executada do começo ao fim, sem nenhuma interferência de operações de outras transações, conseguiremos um resultado final correto no banco de dados. O problema com planos seriais é que eles limitam a concorrência ou a intercalação de operações. Em um plano serial, se uma transação esperar por uma operação de I/O para continuar, não poderemos alternar o processador da CPU para outra transação, logo, um tempo valioso de processamento de CPU será desperdiçado. Além disso, se alguma transação *T* for longa, as outras operações precisarão esperar que *T* complete todas as suas operações antes de começarem. Portanto, planos seriais são geralmente considerados inaceitáveis na prática.

Para ilustrar nossa discussão, considere os planos da Figura 17.5 e assuma que os valores iniciais dos itens do banco de dados sejam X = 90 e Y = 90, e que N = 3 e M = 2. Depois da execução das transações T_1 e T_2, esperaríamos que os valores do banco de dados fossem X = 89 e Y = 93, de acordo com o significado das transações. Realmente a execução dos planos seriais A ou B fornecerão resultados corretos. Considere, agora, os planos não-seriais C e D. O plano C (que é o mesmo da Figura 17.3a) resultaria em X = 92 e Y = 93, com valor errado para X, enquanto o plano D forneceria resultados corretos.

O plano C fornece um resultado errôneo por causa do problema da atualização perdida discutido na Seção 17.1.3; a transação T_2 lê o valor de X *antes* que seja alterado pela transação T_1, de forma que apenas o efeito de T_2 em X será refletido no banco de dados. O efeito de T_1 em X será *perdido*, sobrescrito por T_2, levando ao resultado incorreto do item X. Entretanto, alguns planos não-seriais fornecem resultados corretos, como o plano D. Gostaríamos de determinar quais dos planos não-seriais *sempre* fornecem resultados corretos e quais podem fornecer resultados errôneos. O conceito usado para caracterizar planos dessa maneira é o de serialidade.

Um plano S com n transações é **serializável** se ele for *equivalente a algum plano serial* com as mesmas n transações. Definiremos o conceito de equivalência de planos rapidamente. Observe que há *n!* planos seriais possíveis para n transações, e muitos mais planos não-seriais possíveis. Podemos criar dois grupos separados de planos não-seriais: aqueles que são equivalentes a um (ou mais) dos planos seriais e, portanto, serializáveis; e aqueles que não são equivalentes a *nenhum* plano serial e, portanto, não-serializáveis.

Dizer que um plano S não-serial é serializável é o mesmo que dizer que ele é correto, porque ele é equivalente a um plano serial, que é considerado correto. A questão que permanece é: quando dois planos são considerados 'equivalentes'? Há diversos caminhos para definir equivalência de planos. A definição de equivalência de plano mais simples, mas menos satisfatória, envolve comparar os efeitos dos planos no banco de dados. Dois planos são chamados de **resultados equivalentes** se produzirem o mesmo estado final no banco de dados. Entretanto, dois planos diferentes podem produzir acidentalmente o mesmo estado final. Por exemplo, na Figura 17.6, os planos S_1 e S_2 produzirão o mesmo estado final no banco de dados se forem executados com valor inicial X = 100; mas, para outros valores de X, os planos *não* apresentarão resultados equivalentes. Além disso, esses dois planos executam diferentes transações, logo, decididamente, eles não deveriam ser considerados equivalentes. Portanto, a equivalência de resultado sozinha não pode ser usada para definir equivalência de planos. A abordagem mais segura e mais geral para definir equivalência de planos não é fazer qualquer suposição sobre os tipos de operações contidas nas transações. Para dois planos serem equivalentes, as operações aplicadas a cada item de dado afetado por eles deveriam ser aplicadas, em ambos os planos, na *mesma ordem*. São usadas geralmente duas definições de equivalência de planos: *equivalência de conflito* e *equivalência de visão*. A seguir, veremos equivalência de conflito, que é a definição mais comumente usada.

Dois planos são **conflito equivalentes** se a ordem de quaisquer duas *operações conflitantes* for a mesma em ambos os planos. Lembremos a Seção 17.4.1, que diz que duas operações em um plano estarão em *conflito* se elas pertencerem a diferentes transações, acessarem o mesmo item do banco de dados e pelo menos uma das duas for uma operação `escrever_item`. Se duas operações conflitantes forem aplicadas em *ordens diferentes* nos dois planos, o efeito final poderá ser diferente no banco de dados ou nas outras transações do plano, portanto, os planos não serão conflitos equivalentes. Por exemplo, se uma operação de leitura e gravação ocorrer na ordem $r_1(X)$, $w_2(X)$ no plano S_1, e na ordem inversa $w_2(X)$, $r_1(X)$ no plano S_2, o valor lido por $r_1(X)$ pode ser diferente em cada plano. De forma similar, se duas operações de gravação ocorrerem na ordem $w_1(X)$, $w_2(X)$ em S_1, e a ordem inversa $w_2(X)$, $w_1(X)$ em S_2, a próxima operação $r(X)$ dos dois planos lerá valores potencialmente diferentes; ou ainda, se elas forem as últimas operações para o item X, seu valor final no banco de dados será diferente.

Usando a noção de equivalência de conflito, definiremos que um plano S é **conflito serializável**[11] se ele for (conflito) equivalente a algum plano serial S'. Nesse caso, poderemos reordenar as operações *não-conflitantes* em S até formar um plano serial equivalente S'. De acordo com essa definição, o plano D da Figura 17.5c será equivalente ao plano serial A da Figura 17.5a. Em ambos os planos, a `ler_item(X)` de T_2 lê o valor de X escrito por T_1, enquanto as outras operações `ler_item` lerão os valores do banco de dados em seu estado inicial. Além disso, T_1 será a última transação a alterar Y, e T_2 será a última transação a alterar X em ambos os planos. Como A é um plano serial e o plano D é equivalente a A, D é um *plano serializável*. Observe que as operações $r_1(Y)$ e $w_1(Y)$ do plano D não conflitam com as operações $r_2(X)$ e $w_2(X)$, uma vez que elas acessam diferentes itens de dado. Assim, podemos colocar $r_1(Y)$, $w_1(Y)$ antes de $r_2(X)$, $w_2(X)$, criando um plano serial equivalente a T_1, T_2.

11 Utilizaremos *serializável* com o significado de conflito serializável. Uma outra definição de serializável usada na prática (Seção 17.6) é ter leituras repetíveis, nenhuma leitura de sujeira e nenhum registro fantasma (Seção 18.7.1 para uma discussão sobre fantasmas).

S_1	S_2
ler_item(X);	ler_item(X);
X:=X+10;	X:=X*1.1;
escrever_item(X);	escrever_item(X);

FIGURA 17.6 Dois planos que têm resultados equivalentes quando o valor inicial de $X = 100$, mas que, no geral, não são resultados equivalentes.

O plano C da Figura 17.5c não é equivalente a nenhum dos dois planos seriais possíveis, A e B, portanto, não é *serializável*. Tentar reordenar as operações do plano C para encontrar um plano serial equivalente não é possível, porque $r_2(X)$ e $w_1(X)$ conflitam, o que significa que não poderemos mover $r_2(X)$ para obter um plano serial T_1, T_2 equivalente. Similarmente, como $w_1(X)$ e $w_2(X)$ conflitam, não poderemos mover $w_1(X)$ para obter um plano serial T_2, T_1 equivalente.

Outra definição de equivalência, mais complexa — chamada *equivalência de visão* —, que conduz ao conceito de *serialidade de visão*, será vista na Seção 17.5.4.

17.5.2 Testando o Conflito Serialidade de um Plano

Há um algoritmo simples para determinar o conflito serialidade de um plano. A maioria dos métodos para controle de concorrência *não* testa, de fato, a serialidade. Pelo contrário, muitos protocolos, ou regras, foram desenvolvidos para garantir que um plano seja serializável. Discutiremos aqui o algoritmo para testar o conflito serialidade de planos de execução para compreender melhor os protocolos de controle de concorrência que serão discutidos no Capítulo 18.

O Algoritmo 17.1 pode ser usado para testar um plano para conflito serialidade. O algoritmo apenas verifica as operações `ler_item` e `escrever_item` de um plano e constrói um **grafo de precedência** (ou **grafo de serialização**), que é um **grafo orientado** $G = (N, E)$, que consiste de um conjunto de nós $N = \{T_1, T_2, \ldots, T_n\}$ e de um conjunto de setas dirigidas $E = \{e_1, e_2, \ldots, e_m\}$. Haverá um nó no grafo para cada transação T_i do plano. Cada seta e_i no grafo será $(T_j \rightarrow T_k)$, $1 \leq j \leq n$, $1 \leq k \leq n$, onde T_j é o **nó inicial** de e_i, e T_k é o **nó final** de e_i. Uma seta será criada caso alguma das operações de T_j apareça no plano *antes* de alguma *operação conflitante* de T_k.

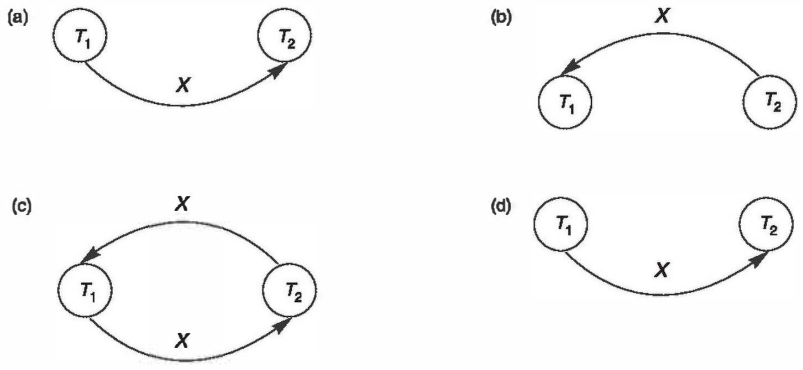


FIGURA 17.7 Construindo os grafos de precedência para teste de conflito serialidade dos planos *A* a *D* da Figura 17.5. (a) Grafo de precedência para o plano serial *A*. (b) Grafo de precedência para o plano serial *B*. (c) Grafo de precedência para o plano *C* (não serializável). (d) Grafo de precedência para o plano *D* (serializável, equivalente ao plano *A*).

Algoritmo 17.1: Testando conflito serialidade de um plano *S*.

1. Para cada transação T_i participante do plano *S*, criar um nó rotulado T_i no grafo de precedência.
2. Para cada caso em *S* em que T_j executar um `ler_item(X)` depois que uma T_i executar um `escrever_item(X)`, criar uma seta $(T_i \rightarrow T_j)$ no grafo de precedência.
3. Para cada caso em *S* em que T_j executar um `escrever_item(X)` depois que T_i executar um `ler_item(X)`, criar uma seta $(T_i \rightarrow T_j)$ no grafo de precedência.
4. Para cada caso em *S* em que T_j executar um `escrever_item(X)` depois que T_i executar um `escrever_item(X)`, criar uma seta $(T_i \rightarrow T_j)$ no grafo de precedência.
5. O plano *S* será serializável se, e apenas se, o grafo precedência não contiver ciclos.

O grafo de precedência será construído como descrito no Algoritmo 17.1. Se houver um ciclo no grafo de precedência, o plano S não será (conflito) serializável; se não houver ciclo, S será serializável. Um **ciclo** em um grafo orientado é uma **seqüência de setas** $C = ((T_j \rightarrow T_k), (T_k \rightarrow T_p), \ldots, (T_i \rightarrow T_j))$, com a propriedade de que o nó inicial de cada seta — exceto a primeira — seja o mesmo nó que o do final da seta anterior, e o nó inicial da primeira seta seja o mesmo que o do final da última seta (a seqüência começa e termina no mesmo nó).

No grafo de precedência, uma seta T_i para T_j significa que a transação T_i precisa preceder a transação T_j em qualquer plano serial equivalente a S, porque as duas operações conflitantes aparecem no plano nessa ordem. Se não houver ciclo no grafo de precedência, poderemos criar um **plano serial equivalente** S' que é equivalente a S, pela ordenação das transações que pertencem a S, como segue: sempre que houver uma seta no grafo de precedência de T_i para T_j, T_i deverá aparecer antes de T_j no plano serial equivalente S'.[12] Observe que as setas $(T_i \rightarrow T_j)$ em um grafo de precedência podem opcionalmente ser rotuladas pelo(s) nome(s) do(s) item(ns) de dado que motivam sua criação. A Figura 17.7 mostra tais rótulos nas setas.

Em geral, vários planos seriais podem ser equivalentes a S se o grafo de precedência de S não apresentar ciclos. Entretanto, se o grafo de precedência tiver um ciclo, é fácil mostrar que não poderemos criar nenhum plano serial equivalente, assim, S não será serializável. Os grafos de precedência criados para os planos de A a D da Figura 17.5 aparecem, respectivamente, nas figuras 17a a d. O grafo para o plano C tem um ciclo, logo, ele não será serializável. O grafo para o plano D não possui ciclos, assim, ele é serializável, e o plano serial equivalente será T_1 seguido por T_2. Os grafos para os planos A e B não têm ciclos, como seria esperado, uma vez que os planos são seriais e, portanto, serializáveis.

Um outro exemplo, no qual participam três transações, é mostrado na Figura 17.8. A Figura 17.8a mostra as operações `ler_item` e `escrever_item` de cada transação. Dois planos, E e F, para essas transações, são mostrados nas figuras 17.8b e c, respectivamente, e os grafos de precedência para os planos E e F são mostrados nas partes d e e. O plano E não é serializável porque o grafo de precedência correspondente apresenta ciclos. O plano F é serializável, e o plano serial equivalente a F é mostrado na Figura 17.8e. Embora exista apenas um plano serial equivalente para F, em geral, pode haver *mais de um plano serial equivalente* a um plano serializável. A Figura 17.8f mostra um grafo de precedência representando um plano que tem dois planos seriais equivalentes.

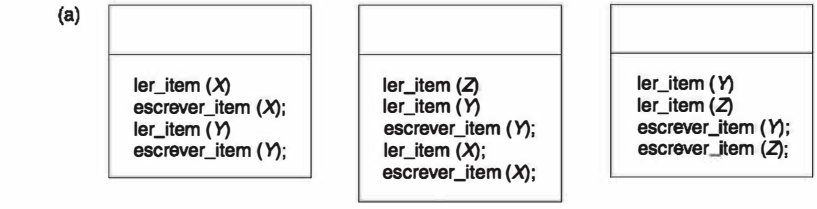
17.5.3 Aplicações da Serialidade

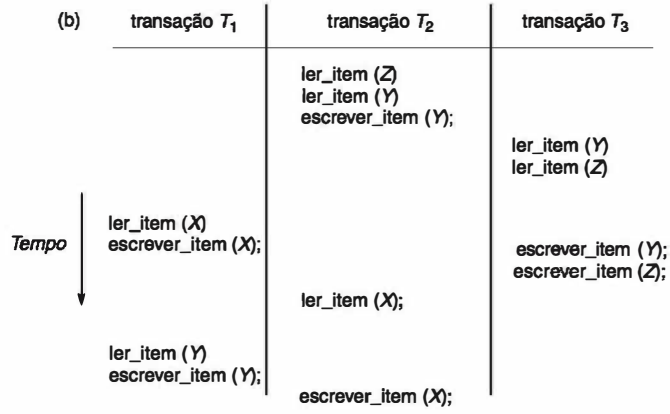
Conforme discutimos anteriormente, dizer que um plano S é (conflito) serializável — isto é, S é (conflito) equivalente a um plano serial — equivale a dizer que S está correto. Entretanto, ser *serializável* é diferente de ser *serial*. Um plano serial implica um processamento ineficiente, pois nenhuma intercalação de operações de diferentes transações será permitida. Assim, uma baixa utilização de CPU, enquanto uma transação espera por I/O (entrada/saída) de disco ou pelo término de outra transação, pode levar a um processamento consideravelmente lento. Um plano serializável fornece os benefícios da execução concorrente, sem deixar de ser correto. Na prática, é muito difícil testar a serialidade de um plano. A intercalação de operações de transações concorrentes — que em geral são executadas como processos pelo sistema operacional — é, normalmente, determinada pelo *scheduler* (supervisor) do sistema operacional, que aloca recursos a todos os processos. Fatores como a carga do sistema, o tempo de submissão de transação e as prioridades de processos contribuem para a ordenação das operações de um plano. Assim, é difícil determinar como as operações de um plano serão intercaladas antecipadamente de modo a garantir a serialidade.

Se as transações forem executadas à vontade e, depois, a serialidade do plano resultante for testada, precisaremos cancelar o efeito do plano, caso ele não seja serializável. Esse é um problema sério, que torna essa abordagem impraticável. Assim, a abordagem adotada na maioria dos sistemas práticos é determinar métodos que garantam a serialidade, sem testar os planos propriamente ditos. A abordagem adotada na maioria dos SGBDs comerciais é definir **protocolos** (conjuntos de regras) que — se seguidos por todas as transações individualmente, ou impostos por um subsistema de controle de concorrência do SGBD — garantirão a serialidade de *todos os planos dos quais as transações participem*.

Outro problema aparece aqui: quando as transações são submetidas continuamente ao sistema, é difícil determinar quando um plano começa e quando termina. A teoria da serialidade pode ser adaptada para tratar esse problema, considerando apenas a projeção de um plano S. Recordemos, da Seção 17.4.1, que a *projeção de efetivadas* $C(S)$ de um plano S engloba somente as operações em S que pertencerem às transações efetivadas. Podemos, teoricamente, definir um plano S como serializável se sua projeção de efetivadas $C(S)$ for equivalente a algum plano serial, uma vez que apenas transações efetivadas são garantidas pelo SGBD.

12 Esse processo de ordenação dos nós em um grafo acíclico é conhecido como classificação topológica.





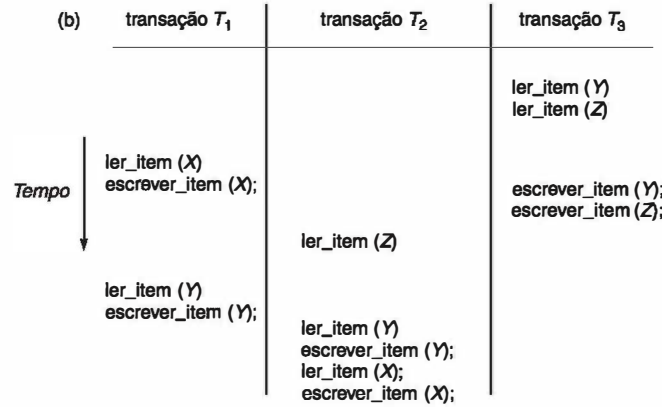


FIGURA 17.8 Outro exemplo de teste de serialidade. (a) As operações READ e WRITE das três transações T_1, T_2 e T_3. (b) Plano *E*. (c) Plano *F*.

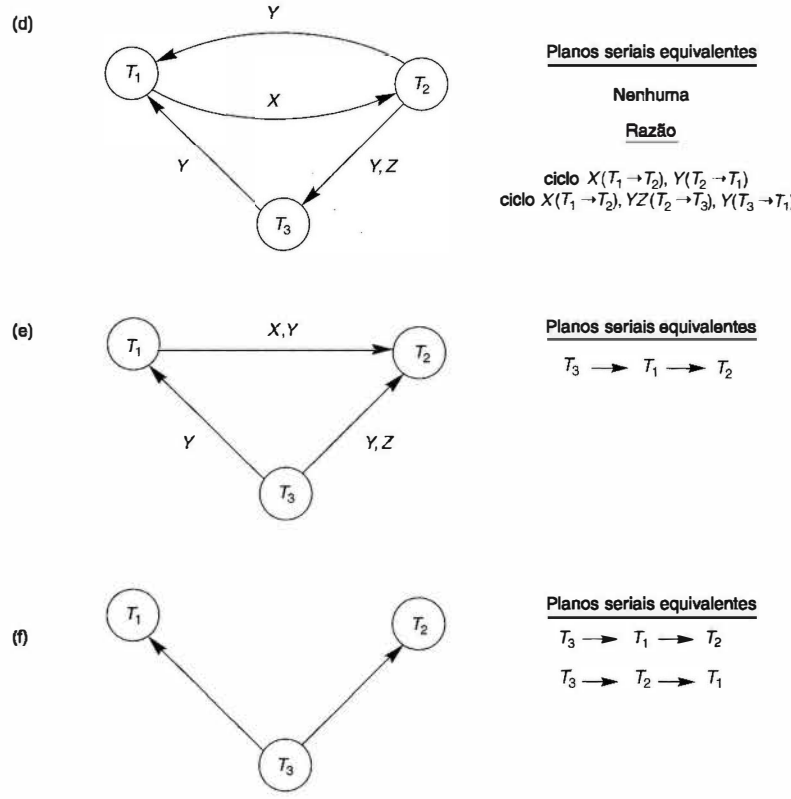


FIGURA 17.8 Outro exemplo de teste de serialidade. (d) Grafo de precedência para o plano *E*. (e) Grafo de precedência para o plano *F*. (f) Grafo de precedência com dois planos seriais equivalentes. (*continua*ção)

No Capítulo 18 veremos outros protocolos de controle de concorrência que garantem a serialidade. A técnica mais comum, chamada *bloqueio em duas fases* (*two-phase locking*), é baseada no bloqueio de itens de dados de modo a impedir que transações concorrentes interfiram umas nas outras e para impor uma condição adicional que garanta a serialidade. Isso é usado na maioria dos SGBDs comerciais. Outros protocolos têm sido propostos,[13] entre eles, o de *ordenação por marca de tempo* (*timestamp ordering*), no qual cada transação recebe uma única marca de tempo (*timestamp*) e o protocolo garante que toda operação conflitante seja executada na seqüência dos *timestamps* da transação; *protocolos de multiversões*, baseados na manutenção de diversas versões dos itens de dados; e *protocolos otimistas* (também chamados de *certificação* ou *validação*), que verificam possíveis violações de serialidade depois que as transações terminam, mas que, antes, permitem que sejam efetivadas.

17.5.4 Equivalência de Visão e Visão Serialidade

Na Seção 17.5.1 definimos os conceitos de equivalência de conflito entre planos e conflito serialidade. Uma outra definição, menos restritiva, de equivalência de planos, é chamada de *equivalência de visão*. Ela leva a uma outra definição de serialidade chamada *visão serialidade*. Diz-se que dois planos *S* e *S'* são **visão equivalentes** se as três condições seguintes forem atendidas:

1. O conjunto de transações participantes em *S* e *S'* seja o mesmo e que *S* e *S'* contenham as mesmas operações dessas transações.

13 Estes protocolos não têm sido usados com muita freqüência; a maioria dos sistemas utiliza uma variação de protocolo de bloqueio em duas fases.

2. Para toda operação $r_i(X)$ de T_i em S, se o valor X lido pela operação tiver sido alterado por uma operação $w_j(X)$ de T_j (ou se ele for o valor original de X antes do plano iniciar), a mesma condição deverá ser garantida para o valor X lido pela operação $r_i(X)$ de T_i em S'.
3. Se a operação $w_k(Y)$ de T_k for a última operação a gravar o item Y em S, então $w_k(Y)$ de T_k também deverá ser a última operação a gravar Y em S'.

A idéia básica da equivalência de visão é a de que, enquanto cada operação de leitura de uma transação estiver lendo o resultado da mesma operação de gravação em ambos os planos, as operações de gravação de cada transação precisam produzir os mesmos resultados. Assim, diz-se que as operações de leitura *têm a mesma visão* em ambos os planos. A condição 3 garante que a operação final de gravação de cada item de dado será a mesma em ambos os planos, assim, o estado final do banco de dados será o mesmo em qualquer um dos planos. Diz-se que o plano S tem **visão serializável** se ele tiver visão equivalente a um plano serial.

As definições de conflito serialidade e visão serialidade serão similares se uma condição, conhecida como **hipótese de gravação restrita,** for assegurada para todas as transações dentro do plano. Essa condição estabelece que qualquer operação de gravação $w_i(X)$ em T_i será precedida por uma $r_i(X)$ em T_i, e que o valor gravado por uma $w_i(X)$ em T_i dependerá apenas do valor de X lido por $r_i(X)$. Ela supõe que o cálculo do novo valor de X é uma função $f(X)$ baseada no valor antigo de X lido no banco de dados. Entretanto, a definição de visão serialidade é menos restritiva que a de conflito serialidade sob a **hipótese de gravação irrestrita,** onde o valor gravado por uma operação $w_i(X)$ de T_i pode ser independente de seu valor antigo. Esta é chamada de **gravação cega** e será ilustrada pelo seguinte plano S_g com três transações T_1: $r_1(X)$; $w_1(X)$; T_2: $w_2(X)$ e T_3: $w_3(X)$:

S_g: $r_1(X)$; $w_2(X)$; $w_1(X)$; $w_3(X)$; c_1; c_2; c_3.

Em S_g, as operações $w_2(X)$ e $w_3(X)$ são gravações cegas, uma vez que T_2 e T_3 não lêem o valor de X. O plano S_g é visão serializável, uma vez que é visão equivalente ao plano serial T_1, T_2, T_3. Entretanto, S_g não é conflito serializável, uma vez que não é equivalente a nenhum plano serial. Tem sido demonstrado que qualquer plano conflito serializável também é visão serializável, mas não vice-versa, como ilustrado pelo exemplo anterior. Há um algoritmo para testar se um plano S é visão serializável ou não. Entretanto, o problema do teste de visão serialidade tem se mostrado NP-*hard*, o que significa ser altamente improvável encontrar um algoritmo de tempo polinomial eficiente para esse problema.

17.5.5 Outros Tipos de Equivalência de Planos

A serialização de planos é, às vezes, considerada muito restritiva como condição para garantir a corretude de execuções concorrentes. Algumas aplicações podem produzir planos corretos satisfazendo condições menos rigorosas que a de conflito serialidade ou visão serialidade. Um exemplo é o tipo conhecido como **transação débito-crédito** — por exemplo, aquelas que aplicam depósitos e retiradas de um item de dado cujo valor é o saldo corrente de uma conta bancária. A semântica da operação de débito-crédito é atualizar o valor de um item de dado X pela subtração ou pela adição de um valor. Visto que as operações de adição e subtração são comutativas — isto é, elas podem ser aplicadas em qualquer ordem —, é possível produzir planos corretos, que não sejam serializáveis. Por exemplo, considere as duas transações a seguir, cada uma das quais poderia ser usada para transferir uma quantia de dinheiro entre duas contas bancárias:

T_1: $r_1(X)$; $X := X - 10$; $w_1(X)$; $r_1(Y)$; $Y := Y + 10$; $w_1(Y)$;
T_2: $r_2(Y)$; $Y := Y - 20$; $w_2(Y)$; $r_2(X)$; $X := X + 20$; $w_2(X)$;

Considere o seguinte plano não-serializável S_h das duas transações:

S_h: $r_1(X)$; $w_1(X)$; $r_2(Y)$; $w_2(Y)$; $r_1(Y)$; $w_1(Y)$; $r_2(X)$; $w_2(X)$;

Com o conhecimento adicional, ou **semântico**, de que as operações entre cada $r_i(I)$ e $w_i(I)$ são comutativas, sabemos que a ordem de execução das seqüências (ler, atualizar, gravar) não é tão importante quanto não interromper cada seqüência (ler, atualizar, gravar) de uma dada transação T_i para um item I em particular por causa de operações conflitantes. Portanto, o plano S_h é considerado correto ainda que não seja serializável. Pesquisadores têm trabalhado para ampliar a teoria do controle de concorrência de modo a tratar os casos em que a capacidade de serialização é considerada muito restritiva como condição para exatidão de planos.

17.6 SUPORTE DE TRANSAÇÕES EM SQL

A definição de uma transação SQL é similar aos conceitos de transação já definidos. Isto é, ela é uma unidade lógica de trabalho e é garantida como atômica. Uma única declaração SQL é sempre considerada atômica — ou sua execução é completa e sem erros ou ela falha e deixa o banco de dados inalterado.

Em SQL não há declaração `Begin-Transaction` explícita. O início da transação é implícito e ocorre quando declarações SQL são encontradas. Entretanto, toda transação precisa ter uma declaração explícita de término, um COMMIT ou um ROLLBACK. Toda transação tem determinadas características que são especificadas pela declaração SET TRANSACTION em SQL. As características são o *modo de acesso*, o *tamanho da área de diagnóstico* e o *nível de isolamento*.

O **modo de acesso** pode ser especificado por READ ONLY (somente leitura) ou READ WRITE (leitura e gravação). O padrão é READ WRITE, a não ser que seja especificado READ UNCOMMITTED (leitura não efetivada — veja a seguir) como nível de isolamento, quando será assumido READ ONLY. O modo READ WRITE permite atualização, inserção, remoção e criação de comandos a serem executados. O modo READ ONLY, como o nome indica, é simplesmente para recuperação de dados.

A opção para o **tamanho da área de diagnóstico**, DIAGNOSTIC SIZE *n*, especifica um valor inteiro *n*, indicando o número de condições que podem ser manipuladas simultaneamente na área de diagnóstico. Essas condições fornecem informações sobre as condições de execução (erros ou exceções), ao usuário ou ao programa, para a maior parte das declarações SQL executadas mais recentemente.

A opção **nível de isolamento** é especificada pela declaração ISOLATION LEVEL `<isolamento>`, onde o valor de `<isolamento>` pode ser READ UNCOMMITTED (leitura não efetivada), READ COMMITTED (leitura efetivada), REPEATABLE READ (leitura repetível) ou SERIALIZABLE (serializável).[14] O nível de isolamento padrão é SERIALIZABLE, entretanto, alguns sistemas usam como padrão o READ COMMITTED. O uso do termo SERIALIZABLE tem por base a não permissão de violações que causem leitura de sujeira, leitura não repetível e fantasmas,[15] assim, ele não é idêntico à forma de serialização definida anteriormente na Seção 17.5. Se uma transação for executada em um nível de isolamento mais baixo que o SERIALIZABLE, podem ocorrer uma ou mais das três seguintes violações:

1. **Leitura de sujeira**: Uma transação T_1 pode ler uma atualização ainda não efetivada de uma transação T_2. Se T_2 falhar e for abortada, então T_1 lerá um valor que não existe e está incorreto.
2. **Leitura não-repetível**: Uma transação T_1 pode ler um dado valor em uma tabela. Se, depois, uma outra transação T_2 atualizar esse valor e T_1 lê-lo novamente, T_1 enxergará um valor diferente.
3. **Fantasmas**: Uma transação T_1 pode ler um conjunto de linhas de uma tabela, provavelmente baseada em alguma condição especificada na cláusula WHERE SQL. Suponha, agora, que uma transação T_2 insira uma nova linha que também satisfaça a condição da cláusula WHERE usada em T_1 dentro da tabela usada por T_1. Se T_1 for repetida, então verá um fantasma, uma linha que não existia anteriormente.

A Tabela 17.1 resume as possíveis violações nos diferentes níveis de isolamento. Uma entrada 'sim' indica que a violação é possível e uma entrada 'não' indica que não é.

Possíveis Violações Baseadas em Isolamento Níveis como Definidos em SQL

	Tipo de Violação		
Nível de isolamento	**Leitura suja**	**Não-repetível**	**Fantasma**
LEITURA NÃO EFETIVADA	sim	sim	sim
LEITURA EFETIVADA	não	sim	sim
LEITURA REPETITIVA	não	não	sim
SERIALIZÁVEL	não	não	não

Uma transação SQL simples poderia ser da seguinte forma:

```
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR GOTO UNDO;
EXEC SQL SET TRANSACTION
```

14 Essas são similares aos *níveis de isolamento*, discutidos brevemente ao final da Seção 17.3.

15 O problema de leitura de sujeira e de leitura não repetível é apresentado na Seção 17.1.3. Os fantasmas são apresentados na Seção 18.6.1.

```
        READ WRITE
        DIAGNOSTIC SIZE 5
        ISOLATION LEVEL SERIALIZABLE;
    EXEC SQL INSERT INTO EMPREGADO (PNOME, UNOME, SSN, DNO, SALARIO)
        VALUES ('Robert', 'Smith', '991004321', 2, 35000);
    EXEC SQL UPDATE EMPREGADO
        SET SALARIO = SALARIO * 1.1 WHERE DNO = 2;
    EXEC SQL COMMIT;
    GOTO THE_END;
    UNDO: EXEC SQL ROLLBACK;
    THE_END: ...;
```

Primeiro, a transação acima insere uma nova linha na tabela EMPREGADO; depois, atualiza o salário de todos os empregados que trabalham no departamento 2. Se ocorrer um erro em alguma declaração SQL, a transação inteira será revertida. Com isso, quaisquer alterações de salário (provenientes dessa transação) precisariam ser restauradas aos seus antigos valores e a linha inserida seria removida.

Como podemos ver, a SQL fornece várias facilidades para o tratamento de transações. O DBA ou os programadores do banco de dados podem tirar vantagem dessas opções tentando melhorar o desempenho de transações pelo relaxamento da serialização, caso seja aceitável em suas aplicações.

17.7 Resumo

Neste capítulo discutimos os conceitos de processamento de transação. Introduzimos o conceito de uma transação de banco de dados e as operações relevantes ao processamento de transações. Comparamos sistemas monousuários com sistemas multiusuários e apresentamos exemplos de como execuções descontroladas de transações concorrentes em um sistema multiusuário pode levar a resultados e valores incorretos do banco de dados. Vimos também os vários tipos de falhas que podem ocorrer durante a execução de uma transação.

Em seguida, apresentamos os estados típicos pelos quais uma transação passa durante sua execução e discutimos diversos conceitos que são usados para restauração e métodos de controle de concorrência. O *log* do sistema registra os acessos ao banco de dados, e o sistema usa essas informações para restauração em caso de falhas. A transação ou será bem-sucedida, alcançando seu ponto de efetivação, ou falhará e será revertida. Uma transação efetivada terá suas alterações permanentemente gravadas no banco de dados. Apresentamos uma visão das propriedades desejáveis das transações — a saber, atomicidade, preservação de consistência, isolamento e durabilidade — que são, freqüentemente, referidas como propriedades ACID.

Definimos, depois, um plano (ou histórico) como uma seqüência de operações de diversas transações, com possíveis intercalações. Caracterizamos os planos em termos de sua restaurabilidade. Planos restauráveis garantem que, uma vez efetivada uma transação, ela nunca precise ser desfeita. Planos livres de cascatas agregam uma condição extra para garantir que nenhuma transação interrompida exija a interrupção em cascata de outras transações. Planos restritos fornecem uma condição ainda mais forte, que permite um esquema simples de restauração, consistindo no retorno dos antigos valores dos itens que tenham sido alterados por uma transação abortada.

Definimos, então, equivalência de planos, e vimos que um plano serializável é equivalente a algum plano serial. Definimos os conceitos de equivalência de conflito e equivalência de visão, que levam à definição de conflito serialidade e de visão serialidade. Um plano serializável é considerado correto. Apresentamos algoritmos para teste de serialidade (conflito) de um plano. Discutimos por que o teste de serialidade é impraticável em sistemas reais, embora ele possa ser usado para definir e verificar protocolos de controle de concorrência, e mencionamos definições menos restritivas de equivalência de planos. Finalmente, demos uma breve visão de como os conceitos de transação são usados na prática, com SQL.

Discutiremos os protocolos de controle de concorrência no Capítulo 18 e os protocolos para restauração no Capítulo 19.

Questões de Revisão

17.1. O que é execução concorrente de transações em banco de dados num sistema multiusuário? Diga por que o controle de concorrência é necessário e dê exemplos informais.

17.2. Discuta os diferentes tipos de falhas. O que é falha catastrófica?

17.3. Discuta as ações tomadas pelas operações `ler_item` e `escrever_item` em um banco de dados.

17.4. Trace um diagrama de estado e analise os estados pelos quais uma transação passa durante sua execução.

17.5. Para que o *log* do sistema é usado? Quais são os tipos de registros em um *log*? O que são pontos de efetivação de transação e por que são importantes?
17.6. Discuta as propriedades de atomicidade, durabilidade, isolamento e preservação de consistência de uma transação de banco de dados.
17.7. O que é um plano (histórico)? Defina os conceitos de planos restauráveis, livre de cascata e restritos; compare-os em termos de sua restaurabilidade.
17.8. Discuta as diferentes medidas de equivalência de transação. Qual é a diferença entre equivalência de conflito e equivalência de visão?
17.9. O que é um plano serial? O que é um plano serializável? Por que um plano serial é considerado correto? Por que um plano serializável é considerado correto?
17.10. Qual é a diferença entre as hipóteses de gravação restrita e as de gravação irrestrita? Qual é a mais realista?
17.11. Discuta como a seriabilidade é usada para garantir o controle de concorrência em um sistema de banco de dados. Por que ela é, às vezes, considerada muito restritiva como medida de exatidão de planos?
17.12. Descreva os quatro níveis de isolamento em SQL.
17.13. Defina as violações causadas por leitura de sujeira, leitura não-repetível e fantasmas.

Exercícios

17.14. Mude a transação T_2, na Figura 17.2b, para ler

```
ler_item(X);
X:= X + M;
If X > 90 then exit
else escrever_item(X);
```

Discuta o resultado final dos diferentes planos das Figuras 17.3a e b, onde M = 2 e N = 2, com respeito às seguintes questões. A adição da condição acima muda o resultado final? O resultado obedece à regra de consistência associada (que a capacidade de X é 90)?
17.15. Repita o Exercício 17.14 adicionando uma verificação em T_1, de forma que Y não exceda 90.
17.16. Adicione uma operação *commit* no final de cada uma das transações T_1 e T_2 da Figura 17.2; depois, liste todos os planos possíveis para as transações modificadas. Determine quais planos são restauráveis, quais são livres de cascata e quais são restritos.
17.17. Liste todos os planos possíveis para as transações T_1 e T_2 da Figura 17.2 e determine quais são conflito serializáveis (correto) e quais não são.
17.18. Quantos planos *seriais* existem para as três transações da Figura 17.8a? Quais são? Qual é o número total de planos possíveis?
17.19. Escreva um programa para criar todos os planos possíveis para as três transações da Figura 17.8a, e para determinar quais deles são conflito serializáveis e quais não são. Para cada plano conflito serializável, seu programa deve imprimir o plano e listar todos os planos seriais equivalentes.
17.20. Por que, em SQL, é necessária uma declaração explícita para término de transação, embora não seja necessária uma declaração explícita para início?
17.21. Descreva situações nas quais cada um dos diferentes níveis de isolamento seria usado para o processamento de transações.
17.22. Quais dos seguintes planos é serializável (conflito)? Para cada plano serializável, determine os planos seriais equivalentes.

a. $r_1(X); r_3(X); w_1(X); r_2(X); w_3(X);$
b. $r_1(X); r_3(X); w_3(X); w_1(X); r_2(X);$
c. $r_3(X); r_2(X); w_3(X); r_1(X); w_1(X);$
d. $r_3(X); r_2(X); r_1(X); w_3(X); w_1(X);$

17.23. Considere as três transações, T_1, T_2 e T_3, e os planos S_1 e S_2 abaixo. Trace os grafos (de precedência) de serialidade para S_1 e S_2 e diga se são serializáveis ou não. Se um plano for serializável, escreva o(s) plano(s) serial(is) equivalente(s).

T_1: $r_1(X); r_1(Z); w_1(X);$
T_2: $r_2(Z); r_2(Y); w_2(Z); w_2(Y);$

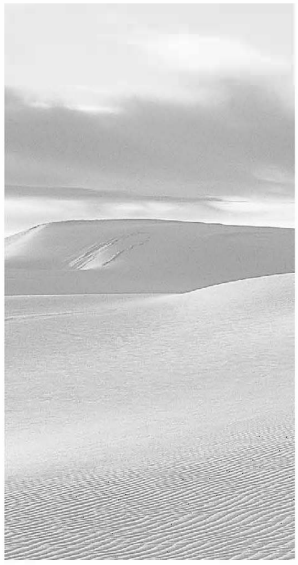
T_3: $r_3(X)$; $r_3(Y)$; $w_3(Y)$;
S_1: $r_1(X)$; $r_2(Z)$; $r_1(Z)$; $r_3(X)$; $r_3(Y)$;$w_1(X)$; $w_3(Y)$; $r_2(Y)$; $w_2(Z)$; $w_2(Y)$;
S_2: $r_1(X)$; $r_2(Z)$; $r_3(X)$; $r_1(Z)$; $r_2(Y)$;$r_3(Y)$; $w_1(X)$; $w_2(Z)$; $w_3(Y)$; $w_2(Y)$;

17.24. Considere os planos S_3, S_4 e S_5 abaixo. Determine se são restritos, livres de cascatas, restauráveis ou não (determine a condição de restauração mais estrita que cada plano satisfaz).

S_3: $r_1(X)$; $r_2(Z)$; $r_1(Z)$; $r_3(X)$; $r_3(Y)$;$w_1(X)$;c_1; $w_3(Y)$; $r_2(Y)$; $w_2(Z)$; $w_2(Y)$; c_2;
S_4: $r_1(X)$; $r_2(Z)$; $r_1(Z)$; $r_3(X)$; $r_3(Y)$;$w_1(X)$; $w_3(Y)$; $r_2(Y)$; $w_2(Z)$; $w_2(Y)$; c_1; c_2; c_3;
S_5: $r_1(X)$; $r_2(Z)$; $r_3(X)$; $r_1(Z)$; $r_2(Y)$; $r_3(Y)$; $w_1(X)$; c_1; $w_2(Z)$; $w_3(Y)$; $w_2(Y)$;c_3; c_2;

Bibliografia Selecionada

O conceito de transação é discutido em Gray (1981). Bernstein, Hadzilacos e Goodman (1987) enfocam as técnicas de controle de concorrência e restauração tanto em sistemas de banco de dados centralizados quanto nos distribuídos; é uma excelente referência. Papadimitriou (1986) oferece uma perspectiva mais teórica. Gray e Reuter (1993) oferecem, em um grande livro de referência, com mais de mil páginas, uma perspectiva mais prática dos conceitos e das técnicas do processamento de transações. Elmagarmid (1992) e Bhargava (1989) fornecem um conjunto de artigos sobre pesquisas em processamento de transações. O suporte a transações em SQL é descrito em Date e Darwen (1993). Os conceitos de serialidade são introduzidos por Gray *et al.* (1975). Visão serialidade é definida em Yannakakis (1984). Restaurabilidade de planos é discutida em Hadzilacos (1983, 1988).



18

Técnicas de Controle de Concorrência

Neste capítulo discutiremos técnicas de controle de concorrência usadas para assegurar a propriedade da não interferência ou isolamento de transações que são executadas concorrentemente. A maioria dessas técnicas assegura a serialização de planos de execução (Seção 17.5) usando **protocolos** (isto é, conjunto de regras) que garantem a serialização. Um importante conjunto de protocolos emprega a técnica de **bloqueio** dos itens de dados para impedir que múltiplas transações acessem os itens concorrentemente; alguns desses protocolos de bloqueio são descritos na Seção 18.1. Protocolos de bloqueio são usados na maioria dos SGBDs comerciais. Um outro conjunto de protocolos de controle de concorrência usa ***timestamps* (marcas de tempo)**. Um *timestamp* é um identificador único para cada transação, gerado pelo sistema. Protocolos de controle de concorrência que usam ordenação por *timestamp* para assegurar serialização serão descritos na Seção 18.2. Veremos na Seção 18.3 protocolos de controle de concorrência de **multiversão**, que usam múltiplas versões de um item de dado. Na Seção 18.4, apresentaremos um protocolo baseado no conceito de **validação** ou **certificação** de uma transação depois que ela executa suas operações; estes são, às vezes, chamados **protocolos otimistas.**

Um outro fator que afeta o controle de concorrência é a **granularidade** dos itens de dados — isto é, qual porção do banco de dados um item de dado representa. Um item pode ser tão pequeno quanto o valor de um único atributo (campo) ou tão grande quanto um bloco de disco, ou todo um arquivo, ou um banco de dados inteiro. Analisaremos granularidade de itens na Seção 18.5. Discutiremos, na Seção 18.6, resultados de controle de concorrência que aparecem quando índices são usados para processar transações. Finalmente, na Seção 18.7, veremos alguns resultados adicionais de controle de concorrência.

Se o interesse maior do leitor for a introdução das técnicas de controle de concorrência que são usadas mais freqüentemente na prática, será suficiente ler as seções 18.1, 18.5, 18.6 e 18.7 e, possivelmente, a 18.3.2. As outras técnicas são principalmente de interesse teórico.

18.1 Técnicas de Bloqueio em Duas Fases para Controle de Concorrência

Algumas das principais técnicas usadas para controle de execução concorrente de transações são baseadas no conceito de bloqueio de itens de dados. Um **bloqueio (lock)** é uma variável associada a um item de dados que descreve a condição do item em relação às possíveis operações que podem ser aplicadas a ele. Geralmente, há um bloqueio para cada item de dado no banco de dados e eles são usados como meio de sincronizar o acesso por transações concorrentes aos itens do banco de dados. Na Seção 18.1.1 discutiremos a natureza e os tipos de bloqueios. E, na Seção 18.1.2, apresentaremos os protocolos que usam bloqueio para garantir serialização de planos de execução de transações. Finalmente, na Seção 18.1.3, veremos dois problemas associados ao uso de bloqueios — isto é, deadlock (impasse) e starvation (inanição) —, e mostraremos como esses problemas são controlados.

18.1.1 Tipos de Bloqueios e Tabelas de Bloqueio de Sistema

Diversos tipos de bloqueios são usados no controle de concorrência. Para introduzir conceitos de bloqueio gradualmente, veremos primeiro os bloqueios binários, que são simples, mas muito restritivos, portanto, não são usados na prática. Analisaremos, depois, bloqueios compartilhados/exclusivos, que fornecem mais capacidades gerais de bloqueio e são usados em esquemas práticos de bloqueio de banco de dados. Na Seção 18.3.2 descreveremos um bloqueio de certificação e mostraremos como ele pode ser usado para melhorar a execução dos protocolos de bloqueio.

Bloqueios Binários. Um **bloqueio binário** pode ter dois **estados** ou **valores**: bloqueios e desbloqueios (ou 1 e 0, para simplificar). Um bloqueio distinto é associado a cada item X do banco de dados. Se o valor do bloqueio em X for 1, o item X *não pode ser acessado* por uma operação de banco de dados que solicite o item. Se o valor do bloqueio em X for 0, o item pode ser acessado quando solicitado. Referimo-nos ao valor corrente (ou estado) do bloqueio associado a um item X como **LOCK(X)**.

Duas operações, `lock_item` e `unlock_item`, são usadas com bloqueio binário. Uma transação solicita acesso a um item X pelo primeiro resultado de uma operação **`lock_item(X)`**. Se LOCK(X) = 1, a transação é forçada a esperar. Se LOCK(X) = 0, ela aponta para 1 (a transação bloqueia o item) e a transação é permitida para acessar o item X. Quando a transação está usando o item completamente, ela resulta em uma operação **`unlock_item(X)`**, que aponta LOCK(X) para 0 (**desbloqueia** o item), de forma que X possa ser acessado por outras transações. Portanto, um bloqueio binário assegura **exclusão mútua** no item de dado. Uma descrição das operações `lock_item(X)` e `unlock_item(X)` é mostrada na Figura 18.1.

Observe que as operações `lock_item` e `unlock_item` devem ser implementadas como unidades indivisíveis (conhecidas como **seções críticas** em sistemas operacionais); isto é, nenhuma intercalação deveria ser permitida, uma vez que uma operação lock ou unlock é iniciada, até que a operação termine ou a transação esteja em estado de espera (wait). Na Figura 18.1, o comando wait com a operação `lock_item(X)` geralmente é implementado colocando a transação em uma fila de espera pelo item X, até X ser desbloqueado e a transação puder conceder acesso a ele. Outras transações que também querem acessar X são colocadas na mesma fila. Portanto, o comando wait é considerado fora da operação `lock_item`.

```
lock item(X)
B:if LOCK(X)=0 (*item está desbloqueado*)
  then LOCK (X)←1 (*bloquear o item*)
  else begin
    wait (até que lock(X) = 0 e
    o gerenciador de bloqueio reinicia a transação);
    go to B
    end;

unlock item (X):
LOCK (X)←0; (*desbloquear o item*)
 se nenhuma transação estiver esperando
 então reiniciar uma das transações em espera;
```

FIGURA 18.1 Operações de bloqueio e desbloqueio para bloqueios binários.

Observe que é muito simples implementar um bloqueio binário; tudo o que é necessário é uma variável binário-valorada, LOCK, associada a cada item de dado X no banco de dados. Em sua forma mais simples, cada bloqueio pode ser um registro com três campos: <nome do item de dado, LOCK, transação de bloqueio>, mais uma fila para as transações que estão esperando para acessar o item. O sistema precisa manter apenas esses registros para os itens que estão bloqueados em uma **tabela de bloqueio**, que pode ser organizada como um arquivo *hash*. Os itens que não estão na tabela de bloqueio são considerados desbloqueados. O SGBD tem um **subsistema gerenciador de bloqueio** para manter e controlar o acesso aos bloqueios.

Se o esquema simples de bloqueio binário que descrevemos for usado, toda transação deve obedecer às seguintes regras:

1. Uma transação T deve garantir a operação `lock_item(X)` antes que qualquer operação `ler_item(X)` ou `escrever_item(X)` seja executada em T.
2. Uma transação T deve garantir a operação `unlock_item(X)` depois que todas as operações `ler_item(X)` e `escrever_item(X)` sejam completadas em T.
3. Uma transação T não resultará em uma operação `lock_item(X)` se ela já tiver o bloqueio no item X.[1]

1 Esta regra pode ser desconsiderada se modificarmos a operação lock_item(X) na Figura 18.1 de tal forma que, se o item for correntemente bloqueado pela *transação solicitante*, o bloqueio estará assegurado.

4. Uma transação T não resultará em uma operação `unlock_item(X)`, a menos que ela já tenha o bloqueio no item X.

Essas regras podem ser impostas pelo módulo gerenciador de bloqueio do SGBD. Entre as operações `lock_item(X)` e `unlock_item(X)` na transação T, diz-se que T **controla o bloqueio** no item X. No máximo, uma transação pode controlar o bloqueio de um dado item, assim, duas transações nunca podem acessar o mesmo item ao mesmo tempo.

Bloqueios Compartilhados/Exclusivos (ou Leitura/Escrita). O esquema anterior de bloqueio binário é muito restritivo para itens de banco de dados porque, no máximo, uma transação pode assumir o bloqueio em um dado item. Deveríamos permitir a diversas transações acessarem o mesmo item X, se todas elas acessassem X *apenas com propósito de leitura*. Entretanto, se uma transação for alterar um item X, ela deve ter acesso exclusivo a X. Para esse propósito, um tipo diferente de bloqueio, chamado **bloqueio de múltiplo-modo**, é usado. Nesse esquema — chamado **bloqueios compartilhados/exclusivos** ou de **leitura/escrita** — há três operações de bloqueio: `read_lock(X)`, `write_lock(X)` e `unlock(X)`. Um bloqueio associado a um item X, LOCK(X), tem, agora, três possíveis estados: 'read_locked', 'write_locked' ou 'unlocked'. Um **item read-locked** também é chamado de **bloqueado-compartilhado (share-locked)**, porque permite que outras transações leiam o item, enquanto um **item write-locked** é chamado de **bloqueado-exclusivo (exclusive-locked)**, porque uma transação única controla exclusivamente o bloqueio no item.

Um método para implementação das três operações anteriores em um bloqueio leitura/escrita é manter o controle do número de transações que controlam um bloqueio compartilhado (leitura) em um item, em uma tabela de bloqueio. Cada registro na tabela de bloqueio terá quatro campos: <nome do item de dado, LOCK, num_de_leituras, transacao(oes)_bloqueio>. Novamente, para economizar espaço, o sistema precisa manter registros de bloqueio apenas para os itens bloqueados na tabela de bloqueio. O valor (estado) de LOCK ou é bloqueado para leitura ou escrita, adequadamente codificado (se assumirmos que nenhum registro é mantido na tabela de bloqueio para os itens desbloqueados). Se LOCK(X) = write-locked, o valor de transacao(oes)_bloqueio é uma única transação que controla o bloqueio exclusivo (escrita) em X. Se LOCK(X) = read-locked, o valor de transacao(oes)_bloqueio é uma lista de uma ou mais transações que controlam o bloqueio compartilhado (leitura) em X. As três operações `read_lock(X)`, `write_lock(X)` e `unlock(X)` são descritas na Figura 18.2.[2] Conforme descrito anteriormente, cada uma das três operações deve ser considerada indivisível; nenhuma intercalação deve ser permitida, uma vez que uma operação é iniciada até que ou quando a operação termine assumindo o bloqueio, ou, então, seja colocada em uma fila de espera para o item.

Quando usamos o esquema de bloqueio compartilhado/exclusivo, o sistema deve impor as seguintes regras:

1. Uma transação T deve garantir a operação `read_lock(X)` ou `write_lock(X)` antes de qualquer operação `ler_item(X)` ser executada em T.
2. Uma transação T deve garantir a operação `write_lock(X)` antes de qualquer operação `escrever_item(X)` ser executada em T.
3. Uma transação T deve garantir a operação `unlock(X)` depois que todas as operações `ler_item(X)` e `escrever_item(X)` são completadas em T.[3]
4. Uma transação T não vai gerar uma operação `read_lock(X)` se ela já controlar um bloqueio de leitura (compartilhado) ou um bloqueio de escrita (exclusivo) no item X. Essa regra pode ser relaxada, conforme discutiremos brevemente.
5. Uma transação T não resultará uma operação `write_lock(X)` se ela já controlar um bloqueio de leitura (compartilhado) ou um bloqueio de escrita (exclusivo) no item X. Essa regra pode ser relaxada, conforme discutiremos brevemente.
6. Uma transação T não resultará uma operação `unlock(X)` a menos que ela já controle um bloqueio de leitura (compartilhado) ou um bloqueio de escrita (exclusivo) em um item X.

Conversão de Bloqueios. Às vezes é desejável relaxar as condições 4 e 5 da lista, de forma a permitir **conversão de bloqueio**, isto é, a uma transação que já controla um bloqueio no item X é permitido, sob certas condições, **converter** o bloqueio de um estado bloqueado para um outro. Por exemplo, é possível para uma transação T resultar em uma operação `read_lock(X)` e depois, com a **promoção** do bloqueio, gerar uma operação `write_lock(X)`. Se T é apenas a transação que controla um bloqueio de leitura em X no momento em que ela resulta na operação `write_lock(X)`, pode-se fazer a promoção do bloqueio; de outra forma, a transação deve esperar. Também é possível uma transação T produzir uma `write_lock(X)` e depois fazer um **rebaixamento** de bloqueio para uma operação `read_lock(X)`. Quando são usados a promoção e o rebaixamento

2 Esses algoritmos não permitem *promoção* ou *rebaixamento* de bloqueios, conforme descreveremos mais adiante nesta seção. O leitor pode estender os algoritmos para permitir essas operações adicionais.

3 Essa regra pode ser relaxada para permitir que uma transação desbloqueie um item e, então, o bloqueie novamente mais tarde.

de bloqueios, a tabela de bloqueio deve incluir identificadores de transação na estrutura de registro para cada bloqueio (no campo transacao(oes)_bloqueio, armazenar a informação sobre quais transações controlam os bloqueios no item). As descrições das operações `read_lock(X)` e `write_lock(X)`, na Figura 18.2, devem ser alteradas apropriadamente. Deixamos isso como um exercício para o leitor.

```
read_lock (X):
  B: if LOCK (X)="unlocked"
     then begin LOCK (X)← "read-locked";
                no_of_reads(X)← 1
          end
     else if LOCK(X)="read-locked"
          then no_of_reads(X)← no_of _reads(X) + 1
          else begin wait (until LOCK (X)="unlocked" and
                    the lock manager wakes up the transaction);
               go to B
               end;

write_lock (X):
  B: if LOCK (X)="unlocked"
     then LOCK (X)← "write-locked";
     else begin
          wait (until LOCK(X)="unlocked" and
            the lock manager wakes up the transaction);
          go to B
          end;

unlock (X):
  if LOCK (X)="write-locked"
     then begin LOCK (X)← "unlocked";
          wakeup one of the waiting transactions, if any
          end
     else if LOCK(X)="read-locked"
          then begin
               no_of_reads(X)← no_of_reads(X) – 1;
               if no_of_reads(X)=0
                 then begin LOCK (X)="unlocked";
                      wakeup one of the waiting transactions, if any
                      end
               end;
```

FIGURA 18.2 Operações de bloqueio e desbloqueio para bloqueios de dois modos (leitura-escrita ou compartilhado-exclusivo).

Usar bloqueios binários ou de leitura/escrita nas transações, como descrito anteriormente, não *garante serialização* de planos de execução sobre si mesmos. A Figura 18.3 mostra um exemplo em que as regras de bloqueio anteriores são seguidas, mas podem produzir um plano de execução não serializável. Isso porque na Figura 18.3a os itens Y em T_1 e X em T_2 foram *desbloqueados muito cedo*, permitindo um plano de execução como o mostrado na Figura 18.3c, que não é serializado, e ainda fornecendo resultados incorretos. Para garantir a serialização, devemos seguir *um protocolo adicional*, relacionado ao posicionamento das operações de bloqueio e desbloqueio em toda transação. O melhor protocolo conhecido, em duas fases, será descrito na próxima seção.

18.1.2 Garantindo Serialização pelo Bloqueio em Duas Fases

Diz-se que uma transação segue o **protocolo de bloqueio em duas fases** se *todas* as operações (`read_lock`, `write_lock`) precedem a *primeira* operação de desbloqueio na transação.[4] Tal transação pode ser dividida em duas fases: uma **fase de expansão** ou **crescimento (primeira)**, durante a qual novos bloqueios nos itens podem ser adquiridos, mas não podem ser liberados, e uma **fase de encolhimento (segunda)**, durante a qual os bloqueios existentes podem ser liberados, mas novos bloqueios não

4 Ela não está relacionada ao protocolo de efetivação em duas fases para recuperação em bancos de dados distribuídos (Capítulo 25).

podem ser adquiridos. Se a conversão de bloqueio for permitida, a promoção de bloqueios (da leitura-bloqueada para a escrita-bloqueada) deverá ser feita durante a fase de expansão, e o rebaixamento de bloqueios (da escrita-bloqueada para a leitura-bloqueada), na fase de encolhimento. Portanto, uma operação `read_lock(X)` que faz rebaixamento de um bloqueio de escrita já mantido em X pode aparecer apenas na fase de encolhimento.

As transações T_1 e T_2 da Figura 18.3a não seguem o protocolo de bloqueio em duas fases porque a operação `write_lock(X)` segue uma operação `unlock(Y)` em T_1 e, similarmente, a operação `write_lock(Y)` segue a operação `unlock(X)` em T_2. Se impusermos um bloqueio em duas fases, as transações podem ser reescritas como T_1' e T_2', como mostrado na Figura 18.4. Agora, o plano de execução mostrado na Figura 18.3c não é permitido para T_1' e T_2' (com sua ordem de operações de bloqueio e desbloqueio modificada) sob as regras de bloqueio descritas na Seção 18.1.1, porque T_1' produzirá sua `write_lock(X)` *antes* que ela desbloqueie o item Y; conseqüentemente, quando T_2' tenta sua `read_lock(X)`, ela é forçada a esperar até que T_1' libere o bloqueio, produzindo um `unlock(X)` no plano de execução.

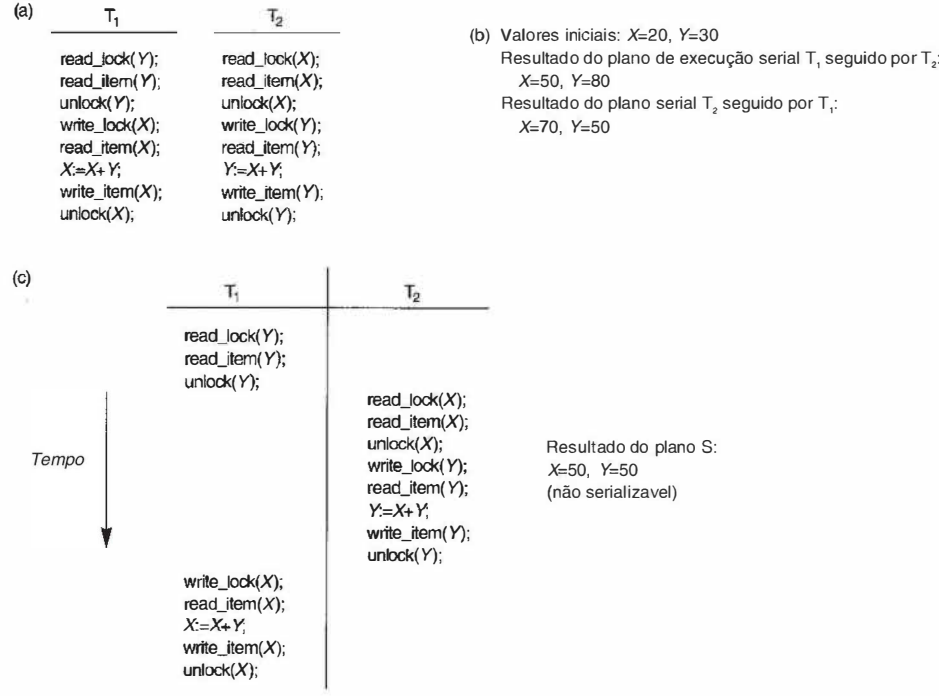


FIGURA 18.3 Transações que não obedecem ao bloqueio em duas fases. (a) Duas transações T_1 e T_2. (b) Resultado dos possíveis planos de execução seriais de T_1 e T_2. (c) Um plano de execução não serializável S que usa bloqueios.

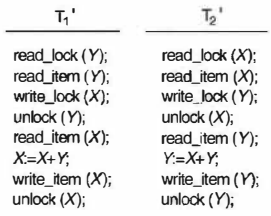


FIGURA 18.4 Transações T_1' e T_2', que são as mesmas que T_1 e T_2 da Figura 18.3, mas que seguem o protocolo de bloqueio de duas fases. Observe que elas podem produzir um deadlock.

Pode ser provado que, se *toda* transação em um plano de execução seguir o protocolo de bloqueio em duas fases, é *garantido* que o plano de execução *seja serializável*, evitando definitivamente a necessidade de testes para a serialização. O mecanismo de bloqueio, pela imposição das regras de bloqueio em duas fases, também impõe a serialização.

O bloqueio em duas fases pode limitar a quantidade de concorrência que pode surgir em um plano de execução. Isso porque uma transação T pode não estar apta a liberar um item X depois que ela o tiver usado completamente, se T deve bloquear um item adicional Y depois; ou, contrariamente, T deve bloquear o item adicional Y antes que ela necessite dele, de forma que possa liberar X. Portanto, X deve permanecer bloqueado por T até que todos os itens que a transação necessita ler ou escrever tenham sido bloqueados; só depois X pode ser liberado por T. Enquanto uma outra transação que procure acessar Y é forçada a esperar, ainda que T utilize X; da mesma forma, se Y for bloqueado antes do necessário, uma outra transação procurando acessar Y seria forçada a esperar, ainda que T não estivesse usando Y. Esse é o preço para garantir serialização de todos os planos, sem que eles mesmos tenham de fazer a verificação.

Bloqueio em Duas Fases Básico, Conservador, Estrito e Rigoroso. Há um número de variações de bloqueio em duas fases (2PL — *two-phase locking*). A técnica descrita há pouco é conhecida como **2PL básico**. Uma variação conhecida como **2PL conservador** (ou **2PL estático**) requer uma transação para bloquear todos os itens que ela acessa *antes de a transação iniciar a execução*, pela **pré-declaração** de suas *read-set* e *write-set*. Recordamos da Seção 17.1.2 que a **read-set** de uma transação é o conjunto de todos os itens que a transação lê, e a **write-set** é o conjunto de todos os itens que ela grava. Se algum dos itens pré-declarados não precisar ser bloqueado, a transação não bloqueia nenhum item; ao contrário, ela espera até que todos estejam disponíveis para bloqueio. O 2PL conservador é um protocolo deadlock-free, conforme veremos na Seção 18.1.3, quando discutiremos o problema de deadlock. Entretanto, é difícil usá-lo na prática por causa da necessidade da pré-declaração de *read-set* e *write-set*, que não é possível na maioria das situações.

Na prática, a variação mais popular do 2PL é o **2PL estrito**, que garante planos estritos (Seção 17.4). Nessa variação, uma transação T não libera nenhum de seus bloqueios exclusivos (escrita) até que ela efetive ou aborte. Portanto, nenhuma outra transação pode ler ou escrever um item que seja escrito por T, a menos que T tenha efetivado, gerando um plano de execução estrito para recuperação. O 2PL estrito não é *deadlock-free*. Uma variação mais restritiva do 2PL estrito é o **2PL rigoroso**, que também garante planos de execução estritos. Nessa variação, uma transação T não libera nenhum de seus bloqueios (exclusivo ou compartilhado) até depois que efetive ou aborte, assim, é mais fácil de implementar que o 2PL estrito. Observe a diferença entre o 2PL conservador e o rigoroso; o primeiro deve bloquear todos os seus itens *antes que ele inicie*, de maneira que, uma vez que a transação começa, ela está em sua fase de encolhimento, ao passo que o outro não desbloqueia nenhum de seus itens até *depois que ele termine* (efetivando ou abortando), de modo que a transação está em sua fase de expansão até seu final.

Em muitos casos, o **subsistema de controle de concorrência** responsabiliza-se, ele mesmo, por gerar as solicitações de `read_lock` e `write_lock`. Por exemplo, suponha que o sistema imponha o protocolo 2PL estrito. Então, quando a transação T resulta em uma `ler_item(X)`, o sistema chama a operação `read_lock(X)` de interesse de T. Se o estado de LOCK(X) é `write_locked` por alguma outra transação T', o sistema coloca T na fila de espera para o item X; caso contrário, ele concede a solicitação `read_lock(X)` e permite que a operação `ler_item(X)` de T execute. Por outro lado, se a transação T realiza uma `escrever_item(X)`, o sistema chama a operação `write_lock(X)` de interesse de T. Se o estado de LOCK(X) é write_locked ou read_locked por alguma outra transação T', o sistema coloca T na fila de espera para o item X; se o estado de LOCK(X) é read_locked *e* T é ela mesma a única transação que controla o bloqueio de leitura em X, o sistema promove o bloqueio para write_locked e permite a operação `escrever_item(X)` por T; finalmente, se o estado de LOCK(X) é desbloqueado, o sistema concederá a solicitação `write_lock(X)` e permitirá que a operação `escrever_item(X)` execute. Depois de cada ação, o sistema deve atualizar sua tabela de bloqueio apropriadamente.

Embora o protocolo de bloqueio em duas fases garanta a serialização (isto é, todo plano de execução permitido é serializável), ele não permite *todos* os planos de execução serializáveis *possíveis* (isto é, alguns planos serializáveis serão proibidos pelo protocolo). Além disso, o uso de bloqueios pode causar dois problemas adicionais: deadlock e starvation. Veremos esses problemas e suas soluções na próxima seção.

18.1.3 Lidando com Deadlock (Impasse) e Starvation (Inanição)

O **deadlock** ocorre quando *cada* transação em um conjunto de *duas ou mais transações* espera por algum item que esteja bloqueado por alguma outra transação T' no conjunto. Portanto, cada transação no conjunto está em uma fila de espera, aguardando por uma das outras transações do conjunto para liberar o bloqueio em um item. Um exemplo simples é mostrado na Figura 18.5, onde as duas transações, T_1' e T_2', são travadas indefinidamente (deadlock) em um plano de execução parcial;

T_1' está em uma fila de espera por X, que está bloqueado por T_2', enquanto T_2' está em uma fila de espera por Y, que está bloqueado por T_1'. Entretanto, nem T_1' nem T_2' nem qualquer outra transação pode acessar os itens X e Y.

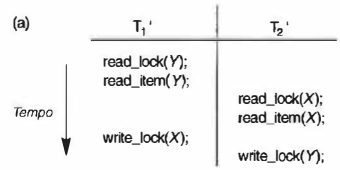


FIGURA 18.5 Ilustração do problema de deadlock: plano de execução parcial de T_1' e T_2' que está em um estado de deadlock.

Protocolos de Prevenção de Deadlock. Uma forma de prevenir deadlock é usar um **protocolo de prevenção de deadlock**.[5] Um protocolo de prevenção de deadlock, que é usado em bloqueio em duas fases conservador, requer que cada transação *bloqueie todos os itens de que ela necessita no avanço* (que geralmente não é uma suposição prática) — se nenhum dos itens pode ser obtido, nenhum será bloqueado. Mais exatamente, a transação espera e, então, tenta novamente bloquear todos os itens de que ela necessita. Essa solução, obviamente, limita a concorrência. Um segundo protocolo, que também limita a concorrência, envolve *ordenar todos os itens* no banco de dados e garantir que a transação que necessita de diversos itens os bloqueará de acordo com essa ordem. Isso exige que o programador (ou o sistema) esteja ciente da ordem de escolha dos itens, o que também não é prático no contexto de banco de dados.

Outros esquemas de prevenção de deadlock têm sido propostos, permitindo decidir o que fazer com uma transação envolvida em uma possível situação de deadlock: ela deveria ser bloqueada e ter de esperar ser abortada ou assumir e abortar uma outra transação? Essas técnicas usam o conceito de **timestamp (marca de tempo) de transação** TS(T), que tem um identificador único designado para cada transação. Os timestamps são baseados na ordem em que as transações são iniciadas, portanto, se a transação T_1 se iniciar antes da transação T_2, então $TS(T_1) < TS(T_2)$. Observe que a transação *mais velha* tem o *menor* valor de timestamp. Dois esquemas que previnem deadlock são chamados esperar-morrer (wait-die) e ferir-esperar (wound-wait). Suponha que a transação T_i tente bloquear um item X, mas não esteja apta porque X está bloqueado por alguma outra transação T_j com um bloqueio conflitante. As regras seguidas por esses esquemas são as seguintes:

- **Esperar-morrer**: Se $TS(T_i) < TS(T_j)$, então (T_i é mais velha que T_j) T_i pode esperar; caso contrário (T_i é mais nova que T_j) aborta T_i (T_i morre) e reinicia mais tarde *com o mesmo timestamp*.
- **Ferir-esperar**: Se $TS(T_i) < TS(T_j)$, então (T_i é mais velha que T_j) aborta T_j (T_i fere T_j) e reinicia mais tarde *com o mesmo timestamp*; caso contrário (T_i é mais nova que T_j) T_i espera.

No esperar-morrer, a uma transação mais velha é permitido esperar por uma mais nova, enquanto uma transação mais nova solicitando um item controlado por uma transação mais velha é abortada e reiniciada. A abordagem ferir-esperar faz o oposto: a uma transação mais nova é permitido esperar por uma outra mais velha, enquanto uma transação mais velha, solicitando um item controlado por uma transação mais nova, *apropria-se* da transação mais nova, abortando-a. Ambos os esquemas finalizam abortando a *mais jovem* das duas transações, que *pode estar envolvida* em um deadlock. Pode ser mostrado que essas duas técnicas são deadlock-free, uma vez que, em esperar-morrer, as transações apenas esperam as transações mais novas, de forma que nenhum ciclo é criado. Similarmente, em ferir-esperar, as transações apenas esperam as transações mais velhas, de forma que nenhum ciclo é criado. Entretanto, ambas as técnicas podem levar algumas transações a serem abortadas e reiniciadas desnecessariamente, uma vez que aquelas transações podem *nunca, realmente, causar um deadlock*.

Um outro grupo de protocolos que previnem deadlock não exige timestamps. São os algoritmos no waiting (NW) e cautious waiting (CW). No **algoritmo no waiting (sem espera)**, se uma transação não estiver apta a obter um bloqueio, ela será imediatamente abortada e, então, reiniciada depois de um certo tempo de atraso, sem verificar se um deadlock realmente ocorrerá ou não. Porque esse esquema pode causar transações que abortam e reiniciam desnecessariamente, o **algoritmo cautious waiting (espera cuidadosa)** foi proposto para tentar reduzir o número de abortos/reinícios desnecessários. Suponha que a transação T_i tente bloquear um item X, mas não está apta a fazê-lo porque X está bloqueado por alguma outra transação T_j com um bloqueio conflitante. As regras de cautious waiting são as seguintes:

5 Esses protocolos geralmente não são usados na prática ou por causa de suposições não realistas ou porque geralmente causam sobrecarga (overhead). A detecção de deadlock e timeouts (veja abaixo) é mais prática.

- **Cautious waiting**: Se T_j não está bloqueado (não está esperando por algum outro item bloqueado), então T_i é bloqueado e poderá esperar; caso contrário, aborta T_i.

Pode ser demonstrado que o cautious waiting é deadlock-free, considerando o tempo $b(T)$ para o qual cada transação bloqueada T permaneceu bloqueada. Se as duas transações, T_i e T_j, forem bloqueadas, e T_i esteja esperando por T_j, então $b(T_i) < b(T_j)$, uma vez que T_i pode esperar por T_j por um período quando T_j não está bloqueado. Portanto, os tempos de bloqueio formam uma ordenação total para todas as transações bloqueadas, de forma que nenhum ciclo que cause deadlock pode ocorrer.

Detecção de Deadlock e Timeouts. Uma segunda — e mais prática — abordagem para lidar com deadlocks é a **detecção de deadlock**, na qual o sistema verifica se um estado de deadlock realmente existe. Essa solução é atrativa se soubermos que existem poucas interferências entre as transações — isto é, se diferentes transações raramente acessam os mesmos itens ao mesmo tempo. Isso pode acontecer se as transações forem curtas e se cada transação bloquear apenas poucos itens, ou se a carga da transação for leve. Por outro lado, se as transações forem longas e cada transação usar muitos itens, ou se a transação for muito pesada, pode ser vantajoso usar um esquema de prevenção de deadlock.

Uma forma simples para detectar um estado de deadlock é construir e manter um **grafo wait-for (espera-por)**. Um nó é criado no grafo wait-for para cada transação que é executada correntemente. Quando uma transação T_i está esperando para bloquear um item X, que está bloqueado por uma transação T_j, uma ligação direcionada ($T_i \rightarrow T_j$) é criada no grafo. Quando T_j libera o(s) bloqueio(s) dos itens pelos quais T_i estava esperando, a linha direcionada é eliminada do grafo wait-for. Temos um estado de deadlock se, e apenas se, o grafo wait-for tiver um ciclo. Um problema com essa abordagem é o caso de determinar *quando* o sistema verificaria um deadlock. Podem ser utilizados critérios como o número de transações concorrentemente executadas ou o período de tempo que diferentes transações têm esperado para conseguir bloquear os itens. A Figura 18.5b mostra o grafo wait-for para o plano de execução (parcial) mostrado na Figura 18.5a. Se o sistema estiver em um estado de deadlock, algumas das transações que causam o deadlock devem ser abortadas. Escolher quais transações abortar é conhecido como **seleção de vítimas**. O algoritmo para seleção de vítima evitaria selecionar transações que já estão em execução por um longo tempo e que fizeram muitas atualizações em vez disso, seriam selecionadas transações que ainda não fizeram muitas alterações.

Outro esquema simples para lidar com deadlock é o uso de **timeouts**. Esse método é prático por causa de sua baixa sobrecarga e simplicidade. Nesse método, se uma transação esperar por um período mais longo que um período de timeout definido pelo sistema, ele assumirá que a transação pode entrar num impasse (deadlock) e a abortará — independentemente se um deadlock realmente existe ou não.

Starvation (Inanição). Um outro problema que pode ocorrer quando usamos bloqueio é a **starvation**, que ocorre quando uma transação não pode continuar por um período indefinido de tempo, enquanto outras transações no sistema continuam normalmente. Isso pode ocorrer se o esquema de espera para itens bloqueados for parcial, dando prioridade a algumas transações sobre outras. Uma solução para a inanição é ter um esquema de espera imparcial, tal como uma fila onde **o primeiro que chega é o primeiro a ser servido**; as transações estão habilitadas a bloquear um item na seqüência em que elas solicitaram o bloqueio originalmente. Um outro esquema permite às transações terem prioridade sobre as outras, ou seja, aumenta a prioridade de uma transação quanto maior for seu tempo de espera, até que ela chegue à prioridade mais alta e prossiga. A inanição pode ocorrer por causa da seleção de vítimas se o algoritmo seleciona a mesma transação como vítima repetidamente, causando, então, o aborto e nunca permitindo o término da execução. O algoritmo pode usar prioridades mais altas para transações que tenham sido abortadas múltiplas vezes, a fim de evitar esse problema. Os esquemas esperar-morrer e ferir-morrer, discutidos anteriormente, evitam a inanição.

18.2 Controle de Concorrência Baseado em Ordenação por Timestamp

O uso de bloqueios, combinado com o protocolo 2PL, garante a serialização do plano de execução. Os planos serializáveis produzidos pelo 2PL têm seus planos seriais equivalentes baseados na ordem na qual as transações em execução bloqueiam os itens de que elas necessitam. Se uma transação precisa de um item que já esteja bloqueado, ela pode ser forçada a esperar até que o item seja liberado. Uma abordagem diferente, que garante serialização, envolve usar timestamps de transação para ordenar a execução da transação em um plano de execução serial equivalente. Na Seção 18.2.1 discutiremos timestamps, e na Seção 18.2.2, como a serialização é imposta pela ordenação de transações baseada em seus timestamps.

18.2.1 Timestamps

Relembramos que um **timestamp** é um identificador único criado pelo SGBD para identificar uma transação. Em geral, os valores de timestamp são designados na ordem em que as transações são submetidas ao sistema; assim, um timestamp pode ser pensado como o *momento do início da transação*. Podemos nos referir ao timestamp de uma transação T como **TS(T)**. As técnicas de controle de concorrência baseadas em ordenação por timestamp não usam bloqueios, portanto, *deadlocks nunca podem ocorrer*.

Timestamps podem ser gerados de diversas maneiras. Uma possibilidade é usar um contador que é incrementado cada vez que seu valor é designado para uma transação. Os timestamps da transação são numerados como 1, 2, 3, . . . nesse esquema. Um contador de computador tem um valor máximo finito, assim, o sistema deve, periodicamente, reiniciar o contador em zero quando nenhuma transação estiver em execução durante um curto período de tempo. Um outro meio de implementar timestamps é usar o valor de data/hora corrente do relógio do sistema e garantir que dois valores de timestamp não serão gerados numa mesma marca de tempo do relógio.

18.2.2 O Algoritmo de Ordenação por Timestamp

A idéia para este esquema é ordenar as transações baseadas em seus timestamps. Um plano de execução no qual as transações participam é, então, serializável, e o plano de execução serial equivalente tem as transações na seqüência dos valores de seu timestamp, sendo chamado de **ordenação por timestamp (TO)**. Observe como ela difere do 2PL, na qual um plano de execução é serializável por ser equivalente a *algum* plano de execução serial permitido pelos protocolos de bloqueio. Entretanto, na ordenação por timestamp, o plano de execução é equivalente à *ordem serial particular* correspondente à ordem dos timestamps da transação. O algoritmo deve garantir que, para cada item acessado pelas *operações conflitantes* no plano de execução, a ordem na qual o item é acessado não viola a ordem de serialização. Para fazer isso, o algoritmo associa, a cada item X do banco de dados, dois valores de timestamp (**TS**):

1. **Read_TS(X)**: O **timestamp de leitura** do item X; esse é o maior timestamp entre todos os timestamps de transações que tenham lido o item X com sucesso — isto é, read_TS(X) = TS(T), onde T é a transação *mais nova* que tenha lido X com sucesso.
2. **Write_TS(X)**: O **timestamp de escrita** do item X; esse é o maior de todos os timestamps de transações que tenham escrito o item X com sucesso — isto é, write_TS(X) = TS(T), em que T é a transação *mais nova* que tenha escrito X com sucesso.

Ordenação por Timestamp Básica. Se alguma transação T tenta executar uma operação `ler_item`(X) ou uma `escrever_item`(X), o algoritmo **básico** TO compara o timestamp de T com `read_TS`(X) e `write_TS`(X) para certificar-se de que a ordem de timestamp da execução da transação não é violada. Se essa ordem for violada, a transação T então aborta e é re-submetida ao sistema como uma nova transação e com um *novo timestamp*. Se T for abortada e revertida, qualquer transação T_1 que possa ter usado um valor escrito por T deve ser revertida também. Similarmente, qualquer transação T_2 que possa ter usado um valor escrito por T_1 também deve ser revertida, e assim por diante. Este efeito é conhecido como **cascading rollback (retorno em cascata)** e é um dos problemas associados à TO básica, uma vez que os planos de execução produzidos podem não ser recuperáveis. Um *protocolo adicional* deve ser imposto para garantir que os planos de execução sejam recuperáveis sem cascatas ou estritos. Descrevemos aqui, primeiro, o algoritmo de TO básica. O algoritmo de controle de concorrência deve verificar se operações conflitantes violam a ordenação por timestamp nos dois casos seguintes:

1. A transação T tenta uma operação `escrever_item`(X):
   a. Se read_TS(X) > TS(T) ou se write_TS(X) > TS(T), então T aborta e reverte, e a operação é rejeitada. Isso acontece porque alguma transação mais nova, com um timestamp maior que TS(T) — e, portanto, *depois* de T na ordenação por timestamp — já leu ou escreveu o valor do item X antes que T tivesse uma chance para escrever X, violando, então, a ordenação por timestamp.
   b. Se a condição na parte (a) não ocorrer, então T executa a operação `escrever_item`(X) e grava write_TS(X) com TS(T).
2. Transação T tenta uma operação `ler_item`(X):
   a. Se write_TS(X) > TS(T), então T aborta, reverte e rejeita a operação. Isso ocorre porque alguma transação mais nova, com timestamp maior que TS(T) — e, portanto, *depois* de T na ordenação por timestamp — já teria escrito o valor no item X antes que T tivesse a chance de ler X.
   b. Se write_TS(X) ≤ TS(T), então executa a operação ler_item(X) de T, e atualiza read_TS(X) com o *maior* TS(T) e o read_TS(X) corrente.

Portanto, quando o algoritmo de TO básica detecta duas *operações conflitantes* que ocorrem na ordem incorreta, ele rejeita a última das duas operações, abortando a transação que a escolheu. Os planos produzidos pela TO básica são, portando, livres de estarem em conflito serializável, como no protocolo 2PL. Entretanto, alguns planos são possíveis sob cada protocolo e não são permitidos por outros. Assim, nenhum protocolo permite *todos os planos possíveis* serializáveis. Como mencionado anteriormente, o deadlock não ocorre com a ordenação por timestamp. Contudo, o reinício cíclico (e por isso, a inanição) pode ocorrer se uma transação for continuamente abortada e reiniciada.

Ordenação Estrita por Timestamp. Uma variação da TO básica, chamada **TO estrita**, garante que os planos de execução sejam **estritos** (para recuperação fácil) e (conflito) serializáveis. Nessa variação, uma transação T que execute um ler_item(X) ou escrever_item(X), tal que TS(T) > write_TS(X), terá suas operações de leitura ou escrita *atrasadas* até que a transação T', que *escreveu* o valor de X (por isso, TS(T') = write_TS(X)), tenha efetivado ou abortado. Para implementar esse algoritmo é necessário simular o bloqueio de um item X que tenha sido escrito pela transação T' até T' ser efetivada ou abortada. Esse algoritmo não causa deadlock, uma vez que T espera por T' apenas se TS(T) > TS(T').

Regra de Escrita de Thomas. Uma modificação do algoritmo de TO básica, conhecida como **regra de escrita de Thomas**, não impõe serialização de conflito, mas rejeita menos operações de escrita (write), modificando as verificações para a operação `escrever_item`(X) como segue:

1. Se read_TS(X) > TS(T), então aborta e reverte T e rejeita a operação.
2. Se write_TS(X) > TS(T), então não executa a operação write, mas continua processando. Isso ocorre porque algumas transações com timestamp maior que TS(T) — e, portanto, depois de T na ordenação por timestamp — já gravaram o valor de X. Portanto, devemos ignorar a operação `escrever_item`(X) de T porque ela já está antiquada e obsoleta. Observe que qualquer conflito gerado por essa situação seria detectado pelo caso (1).
3. Se nem a condição na parte (1) nem a condição na parte (2) ocorrerem, então executa a operação de escrever_item(X) de T e aponta write_TS(X) para TS(T).

18.3 Técnicas de Controle de Concorrência de Multiversão

Outros protocolos para controle de concorrência mantêm os valores antigos de um item de dado quando o item é atualizado. Eles são conhecidos como **controle de concorrência de multiversão** porque diversas versões (valores) de um item são mantidas. Quando uma transação exige acesso a um item, uma versão *apropriada* é escolhida para manter a serialização do plano em execução, se possível. A idéia é que algumas operações de leitura que foram rejeitadas em outras técnicas possam ser aceitas pela leitura de uma versão *mais antiga* do item, garantindo a serialização. Quando uma transação escreve um item, escreve uma *nova versão*, e a versão anterior do item é mantida. Alguns algoritmos de controle de concorrência de multiversão usam o conceito de visão serializada em vez de serialização de conflito.

Uma desvantagem óbvia das técnicas de multiversão é a necessidade de mais área para armazenar as múltiplas versões dos itens de banco de dados. Entretanto, versões anteriores podem ter de ser mantidas de qualquer maneira — por exemplo, para possibilitar a recuperação. Além disso, algumas aplicações de banco de dados exigem acesso a versões anteriores para acompanhamento do histórico da evolução dos valores dos itens de dados. O caso extremo é um *banco de dados temporal* (Capítulo 24), que mantém o controle de todas as mudanças e os tempos nos quais elas ocorreram. Nesses casos, não há penalidade de armazenamento adicional para as técnicas de multiversão, uma vez que versões mais antigas já são armazenadas.

Diversos esquemas de controle de concorrência de multiversão têm sido propostos. Veremos dois desses esquemas: um baseado em ordenação por timestamp e outro baseado no 2PL.

18.3.1 Técnica de Multiversão Baseada em Ordenação por Timestamp

Neste método, diversas versões $X_1, X_2, \ldots, X_k$ de cada item de dado X são armazenadas. Para *cada versão*, o valor da versão X_i e os dois timestamps seguintes são mantidos:

1. **read_TS(X_i)**: O **timestamp read** de X_i é o maior de todos os timestamps das transações que tenham lido com sucesso a versão X_i.
2. **write_TS(X_i)**: O **timestamp write** de X_i é o timestamp da transação que escreveu o valor da versão X_i.

Se uma transação T pode executar uma operação `escrever_item(X)`, uma nova versão X_{k+1} do item X será criada, com ambas, a write_TS(X_{k+1}) e a read_TS(X_{k+1}), atualizadas para TS(T). Da mesma forma, quando uma transação T pode ler o valor da versão X_i, o valor de read_TS(X_i) será atualizado para o maior read_TS(X_i) e TS(T) correntes.

Para garantir a serialização, duas regras são usadas:

1. Se a transação T tenta executar uma operação `escrever_item(X)`, e a versão *i* de X tem a mais alta write_TS(X_i) de todas as versões de X, que também é *menor ou igual a* TS(T), e read_TS(X_i) > TS(T), então ela aborta e reverte a transação T; caso contrário, criará uma nova versão X_j de X com read_TS(X_j) = write_TS(X_j) = TS(T).
2. Se a transação T tenta executar uma operação `ler_item(X)`, encontra a versão *i* de X que tem a mais alta write_TS(X_i) de todas as versões de X, que também é *menor ou igual a* TS(T); então retorna o valor de X_i para a transação T e atualiza o valor de read_TS(X_i) para o maior TS(T) e read_TS(X_i) corrente.

Como podemos ver no caso 2, uma `ler_item(X)` é sempre bem-sucedida, uma vez que encontra a versão apropriada de X_i para ler, baseada na write_TS das várias versões existentes de X. No caso 1, entretanto, a transação T pode ser abortada e revertida. Isso acontece se T tentar gravar uma versão de X que teria sido lida por uma outra transação T', cujo timestamp seja read_TS(X_i); entretanto, T' já leu a versão X_i, que foi gravada pela transação com timestamp igual a write_TS(X_i). Se ocorrer esse conflito, T é revertida; caso contrário, uma nova versão de X, gravada pela transação T, é criada. Observe que, se T for revertida, pode ocorrer um retorno em cascata (cascading rollback). Portanto, para garantir a recuperação, uma transação T não deveria ser efetivada até que todas as transações que tenham gravado alguma versão lida por T tivessem sido efetivadas.

18.3.2 Bloqueio em Duas Fases de Multiversão Usando Bloqueios de Certificação

Neste esquema de bloqueio múltiplo-modo, há *três modos de bloqueio* para um item: ler, gravar e certificar, em vez de apenas os dois modos (ler, gravar) vistos anteriormente. Portanto, o estado de LOCK(X) para um item X pode ser um read_locked (leitura_bloqueada), write_locked (escrita_bloqueada), certify_locked (certificação_bloqueada) ou unlocked (desbloqueado). No esquema de bloqueio padrão apenas com bloqueios de leitura e escrita (Seção 18.1.1), um bloqueio de escrita (write) é exclusivo. Podemos descrever o relacionamento entre bloqueios de leitura e escrita no esquema padrão pelo significado da **tabela de compatibilidade de bloqueio**, mostrada na Figura 18.6a. Uma entrada de *sim* significa que, se uma transação T controla o tipo de bloqueio especificado no cabeçalho da coluna do item X, e se a transação T' solicita o tipo de bloqueio especificado no cabeçalho da linha do mesmo item X, então T' pode *obter o bloqueio* porque os modos de bloqueio são compatíveis. Por outro lado, uma entrada *não* na tabela indica que os bloqueios não são compatíveis, assim, T' deve esperar até que T libere o bloqueio.

No esquema de bloqueio padrão, uma vez que uma transação obtém um bloqueio de escrita em um item, nenhuma outra transação pode acessar aquele item. A idéia por trás do 2PL multiversão é permitir que outras transações T' leiam um item X enquanto uma transação T única controla um bloqueio de escrita em X. Isso é possível utilizando-se *duas versões* para cada item X; uma versão deve sempre ser gravada por alguma transação efetivada. A segunda versão X' é criada quando uma transação T adquire um bloqueio em um item. Outras transações podem continuar para ler a *versão efetivada* de X, enquanto T controla o bloqueio de escrita. A transação T pode gravar o valor de X' conforme a necessidade, sem afetar o valor da versão X efetivada. Entretanto, uma vez que T esteja pronta para efetivar, ela deve obter um **bloqueio de certificação** de todos os itens que ela controla correntemente de bloqueios de escrita, antes que ela efetive. O bloqueio de certificação não é compatível com os bloqueios de leitura, assim, a transação pode ter de atrasar sua efetivação até que todos os seus itens de escrita bloqueados sejam liberados por quaisquer transações, no sentido de obter os certificados de bloqueio. Uma vez que os certificados — cujos bloqueios são exclusivos — são adquiridos, a versão X efetivada do item de dado é apontada para o valor da versão X', que é descartada, e os bloqueios de certificação são, então, liberados. A tabela de compatibilidade de bloqueio para esse esquema é mostrado na Figura 18.6b.

Nesse esquema 2PL de multiversão, as leituras podem continuar concorrentemente com uma única operação de escrita — um arranjo não permitido sobre os esquemas padrão 2PL. O custo é que uma transação pode ter de atrasar até obter bloqueios de certificação exclusivos *de todos os itens* atualizados. Pode ser demonstrado que esse esquema evita abortos em cascata, uma vez que as transações podem ler a versão X que foi gravada por uma transação efetivada. Entretanto, podem ocorrer deadlocks se a promoção de um bloqueio de leitura para um bloqueio de escrita for permitido, e este deve ser controlado pelas variações das técnicas discutidas na Seção 18.1.3.

(a)

	Ler	Escrever
Ler	sim	não
Escrever	não	não

(b)

	Ler	Escrever	Certificação
Ler	sim	sim	não
Escrever	sim	não	não
Certificação	não	não	não

FIGURA 18.6 Tabelas de compatibilidade de bloqueio. (a) Uma tabela de compatibilidade para o esquema de bloqueio read/write. (b) Uma tabela de compatibilidade para o esquema de bloqueio ler/escrever/certificar.

18.4 Técnicas de Controle de Concorrência de Validação (Otimista)

Em todas as técnicas de controle de concorrência discutidas até aqui, sempre se faz alguma verificação *antes* que uma operação de banco de dados possa ser executada. Por exemplo, é feita uma verificação no bloqueio para determinar se o item que está sendo acessado está bloqueado. Na ordenação por timestamp, o timestamp da transação é verificado em relação aos timestamps de leitura e escrita do item. Tal verificação representa sobrecarga durante a execução da transação, com o efeito de reduzir a velocidade das transações.

Nas **técnicas de controle de concorrência otimista**, também conhecidas como **validação** ou **técnicas de certificação**, *nenhuma verificação* é feita enquanto a transação estiver sendo executada. Diversos métodos de controle de concorrência propostos usam a técnica de validação. Descreveremos apenas um esquema em que as atualizações da transação *não* são aplicadas diretamente aos itens de banco de dados até que a transação alcance seu fim. Durante sua execução, todas as atualizações são aplicadas às *cópias locais* dos itens de dados, os quais são mantidos para as transações.[6] Ao fim da execução, uma **fase de validação** verifica se alguma das atualizações de transações violou a serialização. Certas informações utilizadas pela fase de validação devem ser mantidas pelo sistema. Se a serialização não for violada, a transação é efetivada, e o banco de dados é atualizado com as cópias locais; caso contrário, a transação é abortada e, então, reiniciada mais tarde.

Há três fases para esse protocolo de controle de concorrência:

1. **Fase de leitura**: Uma transação pode ler valores de itens de dados efetivados do banco de dados. Entretanto, as atualizações são aplicadas apenas às cópias locais (versões) dos itens de dados mantidos no espaço de trabalho da transação.
2. **Fase de validação**: A verificação é executada para garantir que a serialização não seja violada se as atualizações da transação forem aplicadas ao banco de dados.
3. **Fase de escrita**: Se a fase de validação é bem-sucedida, as atualizações da transação são aplicadas ao banco de dados; caso contrário, as atualizações são descartadas e a transação é reiniciada.

A idéia contida no controle de concorrência otimista é fazer todas as verificações de uma vez, portanto, a execução da transação continua com um mínimo de sobrecarga até que a fase de validação seja alcançada. Se há pouca interferência entre as transações, a maioria será validada com sucesso. Entretanto, se há muita interferência, várias transações em execução terão seus resultados descartados, e deverão ser reiniciadas mais tarde. Sob essas circunstâncias, as técnicas otimistas não trabalham bem. Elas são chamadas de 'otimistas' porque assumem que ocorrerá pouca interferência e, em conseqüência, não é necessário fazer verificação durante a execução da transação.

O protocolo otimista que descrevemos usa timestamps de transação e também exige que os `write_sets` (conjuntos_escrita) e `read_sets` (conjuntos_leitura) das transações sejam mantidos pelo sistema. Além disso, os tempos de *início* e *fim* para algumas das três fases necessitam ser mantidos para cada transação. Recordamos que o **`write_set` (conjunto_escrita)** de uma

6 Note que isso pode ser considerado como armazenamento de múltiplas versões de itens!

transação é o conjunto dos itens que ela escreve, e o **read_set (conjunto_leitura)** é o conjunto de itens que ela lê. Na fase de validação para a transação T_i, o protocolo verifica se T_i não interfere em quaisquer transações efetivadas ou em quaisquer outras transações correntes em sua fase de validação. A fase de validação para T_i verifica que, para *cada* transação T_j que é efetivada ou está em sua fase de validação, ocorre *uma* das seguintes condições:

1. A transação T_j completa sua fase de escrita antes que T_i inicie sua fase de leitura.
2. T_i inicia sua fase de escrita depois que T_j completa sua fase de escrita, e o `read_set` de T_i não tem itens em comum com o `write_set` de T_j.
3. Ambos, o `read_set` e o `write_set` de T_i não têm itens em comum com o `write_set` de T_j, e T_j completa sua fase de leitura antes que T_i complete a sua.

Quando a transação T_i está em fase de validação, a condição (1) é verificada primeiro para cada transação T_j, uma vez que é a condição mais simples. Apenas se a condição (1) é falsa, a condição (2) é verificada, e apenas se (2) é falsa, a condição (3) — a mais complexa para avaliar — é verificada. Se nenhuma dessas três condições acontece, não há interferência, e T_i é validada com sucesso. Se nenhuma dessas três condições acontece, a validação da transação T_i falha e ela é abortada e reiniciada mais tarde, por causa da interferência que *pode* ocorrer.

18.5 Granularidade de Itens de Dados e Bloqueio de Granularidade Múltipla

Todas as técnicas de controle de concorrência assumem que o banco de dados é formado por um conjunto de itens de dados nomeados. Um item do banco de dados pode ser:

- Um registro de banco de dados.
- Um valor de campo de um registro de banco de dados.
- Um bloco de disco.
- Um arquivo.
- Um banco de dados inteiro.

A granularidade pode afetar a execução do controle de concorrência e recuperação. Na Seção 18.5.1, discutiremos algumas das decisões relativas à escolha do nível de granularidade usado para o bloqueio e, na Seção 18.5.2, veremos um esquema de bloqueio de granularidade múltipla, no qual o nível de granularidade (tamanho do item de dado) pode ser alterado dinamicamente.

18.5.1 Considerações sobre Níveis de Granularidade para Bloqueio

O tamanho dos itens de dados é, costumeiramente, chamado de **granularidade do item de dados**. A *granularidade fina* refere-se aos tamanhos pequenos de item, enquanto a *granularidade grossa* refere-se aos tamanhos grandes de item. Diversas decisões devem ser tomadas na escolha do tamanho do item de dado. Discutiremos tamanho de item de dado no contexto de bloqueio, embora argumentos similares possam ser utilizados para outras técnicas de controle de concorrência.

Primeiro, observe que, quanto maior o tamanho do item de dados, mais baixo é o grau de concorrência permitido. Por exemplo, se o tamanho do item de dados é um bloco de disco, uma transação T que precisa bloquear um registro *B* deve bloquear todo o bloco X de disco que contém *B* porque um bloqueio está associado a todo o item de dados (bloco). Agora, se uma outra transação S quer bloquear um registro C, que esteja armazenado no mesmo bloco X em um modo de bloqueio conflitante, ela é forçada a esperar. Se o tamanho do item de dados fosse um registro único, a transação S estaria apta a continuar porque estaria bloqueando um item de dados diferente (registro).

Porém, quanto menor o tamanho do item de dados, maior será o número de itens em um banco de dados. Como cada item está associado a um bloqueio, o sistema terá um número maior de bloqueios ativos a serem controlados pelo gestor de bloqueios. Mais operações de bloqueio e desbloqueio serão executadas, causando uma sobrecarga mais alta. Além disso, mais espaço de armazenamento será exigido para a tabela de bloqueios. Para timestamps, o armazenamento é exigido para a read_TS e para a write_TS de cada item de dado, e existirá sobrecarga similar para manipular um número de itens grande.

Considerando as opções acima, uma questão óbvia pode ser colocada: Qual é o melhor tamanho de item? A resposta é: *depende dos tipos de transações envolvidas*. Se uma transação típica acessa um número pequeno de registros, é vantajoso ter a granularidade do item de dados em um registro. Por outro lado, se uma transação típica acessa muitos registros em um mesmo arquivo, pode ser melhor usar a granularidade de bloco ou de arquivo, de forma que a transação irá considerar todos aqueles registros como um (ou poucos) item de dados.

18.5.2 Bloqueio de Nível de Granularidade Múltipla

Uma vez que o melhor tamanho de granularidade depende da transação dada, parece apropriado que o sistema de banco de dados suporte múltiplos níveis de granularidade, em que o nível de granularidade pode ser diferente para os diferentes tipos de transações. A Figura 18.7 mostra uma hierarquia de granularidade simples, com um banco de dados contendo dois arquivos, cada arquivo contendo diversas páginas, e cada página contendo diversos registros. Esse exemplo pode ser usado para ilustrar um protocolo 2PL de **nível de granularidade múltipla**, no qual um bloqueio pode ser requisitado em qualquer nível. Entretanto, tipos adicionais de bloqueios poderão ser necessários para suportar eficientemente tal protocolo.

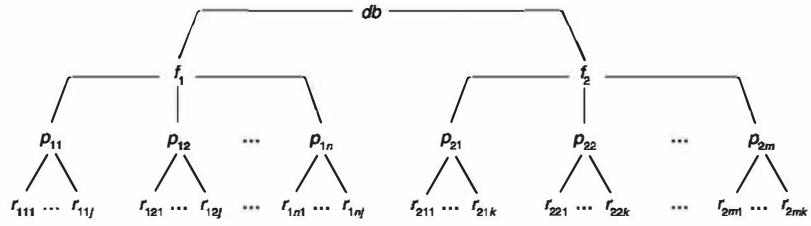


FIGURA 18.7 Uma hierarquia de granularidade para ilustrar bloqueio de nível de granularidade múltipla.

Considere o seguinte cenário, com tipos de bloqueio compartilhado ou exclusivo apenas no caso do exemplo da Figura 18.7. Suponha que a transação T_1 queira atualizar *todos os registros* no arquivo f_1, e T_1 solicita e é concedido um bloqueio exclusivo para f_1. Então todas as páginas de f_1 (de p_{11} até p_{1n}) — e os registros contendo essas páginas — são bloqueadas em modo exclusivo. Isso é benéfico para T_1 porque um cenário de bloqueio em nível de arquivo é mais eficiente que um cenário de bloqueio de nível de n páginas, ou ter um bloqueio para cada registro individual. Agora, suponha que uma outra transação T_2 queira apenas ler o registro r_{1nj} da página p_{1n} do arquivo f_1; então T_2 exigiria um bloqueio compartilhado em nível de registro em r_{1nj}. Entretanto, o sistema de banco de dados (isto é, o gerenciador da transação ou mais especificamente o gerenciador de bloqueio) deve verificar a compatibilidade do bloqueio solicitado com todos os bloqueios já controlados. Uma forma de verificar isso é percorrer a árvore de folhas r_{1nj} para p_{1n} para f_1 para o *db*. Se, em algum momento, um bloqueio conflitante é controlado em qualquer um desses itens, então o bloqueio solicitado para r_{1nj} é rejeitado, e T_2 é bloqueada e deve esperar. Essa varredura seria razoavelmente eficiente.

Entretanto, o que acontece se a solicitação da transação T_2 vem *antes* da solicitação da transação T_1? Nesse caso, o bloqueio compartilhado de registro é concedido para T_2, para r_{1nj}, mas, quando o bloqueio de nível de arquivo de T_1 é solicitado, é muito difícil para o gerenciador de bloqueio verificar todos os nós (páginas e registros) que são descendentes do nó f_1 para um conflito de bloqueio. Isso seria muito ineficiente e descartaria a proposta de se ter bloqueios de granularidade múltipla.

Para tornar o bloqueio de nível de granularidade múltipla prático, são necessários tipos de bloqueios adicionais, chamados **bloqueios de intenção**. A idéia subjacente nos bloqueios de intenção é que a transação indique, ao longo do caminho da raiz ao nó desejado, qual tipo de bloqueio (compartilhado ou exclusivo) ela irá solicitar de um dos descendentes do nó. Há três tipos de bloqueio de intenção:

1. Intenção-compartilhada (IS) indica que bloqueio(s) compartilhado(s) será(ão) solicitado(s) em algum(ns) nó(s) descendente(s).
2. Intenção-exclusiva (IX) indica que bloqueio(s) exclusivo(s) será(ão) solicitado(s) em algum(ns) nó(s) descendente(s).
3. Intenção-compartilhada-exclusiva (SIX) indica que o nó corrente está bloqueado em modo compartilhado, mas bloqueio(s) exclusivo(s) será(ão) solicitado(s) em algum(ns) nó(s) descendente(s).

A tabela de compatibilidade dos três bloqueios de intenção e dos bloqueios compartilhado e exclusivo é mostrada na Figura 18.8. Além da introdução dos três tipos de bloqueio de intenção, deve ser usado um protocolo de bloqueio apropriado. O protocolo de **bloqueio de granularidade múltipla** (MGL — ***multiple granularity locking***) consiste das seguintes regras:

1. A compatibilidade de bloqueio, baseada na Figura 18.8, deve ser aderente.
2. A raiz da árvore deve ser bloqueada primeiro, em qualquer modo.
3. Um nó N pode ser bloqueado por uma transação T no modo S ou IS apenas se o nó N pai já estiver bloqueado pela transação T no modo IS ou IX.
4. Um nó N pode ser bloqueado por uma transação T no modo X, IX ou SIX apenas se o pai do nó N já estiver bloqueado pela transação T no modo IX ou SIX.

5. Uma transação T pode bloquear um nó apenas se ela não tiver nenhum nó desbloqueado (para garantir o protocolo 2PL).
6. Uma transação T pode desbloquear um nó N apenas se nenhum dos nós filhos de N estiverem correntemente bloqueados por T.

A regra 1 garante que bloqueios conflitantes não podem ser concedidos. As regras 2, 3 e 4 declaram as condições quando uma transação pode bloquear um dado nó em qualquer um dos modos de bloqueio. As regras 5 e 6 do protocolo MGL garantem que as regras do 2PL produzem planos serializáveis. Para ilustrar o protocolo MGL com a hierarquia de banco de dados na Figura 18.7, considere as três transações seguintes:

1. T_1 quer atualizar os registros de r_{111} até r_{211}.
2. T_2 quer atualizar todos os registros na página p_{12}.
3. T_3 quer ler o registro r_{11j} e o arquivo f_2.

A Figura 18.9 mostra um plano de execução serializável possível para essas três transações. Apenas as operações de bloqueio são mostradas. A notação <tipo_bloqueio(<item>) é usada para exibir as operações de bloqueio no plano de execução.

	IS	IX	S	SIX	X
IS	sim	sim	sim	sim	não
IX	sim	sim	não	não	não
S	sim	não	sim	não	não
SIX	sim	não	não	não	não
X	não	não	não	não	não

FIGURA 18.8 Uma matriz de compatibilidade de bloqueio para bloqueio de granularidade múltipla.

O protocolo de nível de granularidade múltipla é especialmente adequado quando processa uma mistura de transações que incluem: (1) transações curtas que acessam poucos itens (registros ou campos) e (2) transações longas que acessam arquivos. Nesse ambiente ocorrem menos bloqueios de transações e menos overhead de bloqueio com esse protocolo quando comparado a uma abordagem de nível único de bloqueio de granularidade.

18.6 Usando Bloqueios para Controle de Concorrência em Índices

O bloqueio em duas fases também pode ser aplicado para índices (Capítulo 14), onde os nós de um índice correspondem às páginas de disco. Entretanto, bloqueios controlados em páginas de índice até a fase de encolhimento do 2PL poderiam causar um montante indevido de bloqueios de transações, porque a pesquisa de um índice sempre *inicia na raiz*; assim, se uma transação quiser inserir um registro (operação de escrita), a raiz deveria ser bloqueada em modo exclusivo; desse modo, todos os outros bloqueios conflitantes solicitados para o índice devem esperar até que a transação entre em sua fase de encolhimento. Assim ocorre a interrupção de todas as outras transações que acessariam o índice, de forma que, na prática, devem ser utilizadas outras abordagens para o bloqueio de índice.

A estrutura de árvore de índice pode ser vantajosa quando do desenvolvimento de um esquema de controle de concorrência. Por exemplo, quando uma pesquisa no índice (operação de leitura) está sendo executada, um caminho na árvore é percorrido, da raiz à folha. Uma vez que um nó de nível mais baixo no caminho tenha sido acessado, os nós de nível mais alto nesse caminho não seriam usados novamente. Assim, uma vez que um bloqueio de leitura em um nó filho é obtido, o bloqueio no pai pode ser liberado. Também quando uma inserção está sendo aplicada a um nó folha (isto é, quando uma chave e um ponteiro são inseridos), então o nó específico precisa ser bloqueado em modo exclusivo. Entretanto, se esse nó não está cheio, a inserção não causará mudanças aos nós de índices de nível mais alto, o que implica que eles não necessitam estar bloqueados exclusivamente.

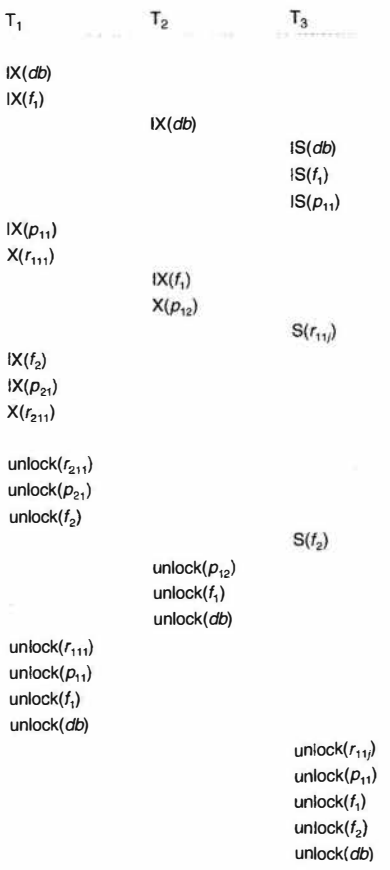


FIGURA 18.9 Operações de bloqueio para ilustrar um plano de execução serializável.

Uma abordagem conservadora para inserções seria bloquear o nó raiz em modo exclusivo e, então, acessar o nó filho apropriado da raiz. Se o nó filho não estiver cheio, então o bloqueio no nó raiz poderá ser liberado. Essa abordagem pode ser aplicada em todo o caminho, da árvore à folha, que são, normalmente, três ou quatro níveis da raiz. Embora bloqueios exclusivos sejam rígidos, eles são prontamente liberados. Uma abordagem alternativa mais otimista seria solicitar e compartilhar bloqueios controlados nos nós que levam ao nó folha, com bloqueio exclusivo na folha. Se a inserção causar divisão na folha, a inserção se propagaria para nó(s) de nível mais alto. Então, os bloqueios nos nós de nível mais alto deveriam ser no modo exclusivo.

Uma outra abordagem para bloqueio de índice é usar uma variante da árvore B^+, chamada **árvore de ligação-B (B-link)**. Em uma árvore de ligação-B, nós irmãos no mesmo nível são conectados em cada nível, permitindo que bloqueios compartilhados sejam usados quando solicitarem uma página e exigindo que o bloqueio seja liberado antes de acessar o nó filho. Para uma operação de inserção, o bloqueio compartilhado em um nó seria promovido a um modo exclusivo. Se ocorrer divisão, o nó pai deve ser bloqueado novamente em modo exclusivo. Há uma complicação quando ocorrem operações de pesquisa executadas concorrentemente com a atualização. Suponha que uma operação de atualização concorrente siga o mesmo caminho que a busca e insira uma nova entrada na folha nó. Além disso, suponha que a inserção cause divisão no nó da folha. Quando a inserção é feita, o processo de busca recomeça, direcionando o ponteiro para a folha desejada apenas para descobrir que aquela chave que ele está procurando não está presente porque a divisão moveu a chave para um novo nó folha, provavelmente o *irmão da direita* do nó folha original. Entretanto, o processo de busca ainda pode continuar se ele seguir o ponteiro (ligação) do nó folha original para seu irmão à direita, onde está a chave desejada.

A manipulação do caso de remoção, no qual dois ou mais nós da árvore de índice se unem, também é parte do protocolo de concorrência da árvore de ligação-B. Nesse caso, bloqueios nos nós a serem unidos são efetuados, assim como o bloqueio no pai dos dois nós a serem unidos.

18.7 Outros Tópicos Sobre Controle de Concorrência

Nesta seção, discutiremos algumas opções relevantes para o controle de concorrência. Na Seção 18.7.1 analisaremos os problemas associados à inserção e remoção de registros, e o problema conhecido como *problema do fantasma*, que pode ocorrer quando registros são inseridos. Ele foi descrito como um problema potencial que exigiria uma medida de controle de concorrência na Seção 17.6. Na Seção 18.7.2 veremos problemas que podem ocorrer quando uma transação produz dados para um monitor antes de efetivá-los, então a transação é abortada mais tarde.

18.7.1 Inserção, Remoção e Registros Fantasmas

Quando um novo item de dado é **inserido** no banco de dados, é óbvio que ele não pode ser acessado até depois que o item seja criado e a operação de inserção seja completada. Em um ambiente de bloqueio, um bloqueio para o item pode ser criado e definido no modo exclusivo (escrita); o bloqueio pode ser liberado ao mesmo tempo que outros bloqueios de escrita são liberados, com base no protocolo de controle de concorrência que esteja sendo usado. Para um protocolo baseado em timestamp, os timestamps de leitura e escrita do novo item têm o timestamp da transação de criação.

A seguir, considere a **operação de remoção** que é aplicada a um item existente. Para protocolos de bloqueio, novamente um protocolo exclusivo (de escrita) deve ser obtido antes que a transação possa remover o item. Para ordenação por timestamp, o protocolo deve garantir que nenhuma transação atrasada tenha lido ou escrito o item antes de ele ser removido.

Uma situação conhecida como o **problema do fantasma** pode ocorrer quando um novo registro que está sendo inserido por alguma transação T satisfaz a condição que um conjunto de registros acessados por uma outra transação T' deveria satisfazer. Por exemplo, suponha que a transação T esteja inserindo um novo registro de EMPREGADO, cujo DNO = 5, enquanto a transação T' está acessando todos os registros de EMPREGADO, cujos DNO = 5 (quer dizer, adicionar todos os seus valores de SALARIO para calcular o orçamento da equipe para o departamento 5). Se a ordem serial equivalente for T seguida por T', então T' deve ler o novo registro de EMPREGADO e incluir seu SALARIO no cálculo da soma. Para a ordem serial equivalente T' seguida por T, o novo salário não seria incluído. Observe que, embora as transações conflitem logicamente, no último caso realmente não há registro (item de dado) comum entre as duas transações, uma vez que T' pode ter bloqueado todos os registros com DNO = 5 *antes* que T insira o novo registro. Isso ocorre porque o registro que causa o conflito é um **registro fantasma**, que aparece subitamente no banco de dados. Se outras operações nas duas transações conflitarem, o conflito causado pelo registro fantasma pode não ser reconhecido pelo protocolo de controle de concorrência.

Uma solução para o problema do registro fantasma é usar o **bloqueio de índice**, como discutido na Seção 18.6. Recordamos do Capítulo 14 que um índice inclui entradas que têm um valor de atributo, mais um conjunto de ponteiros para todos os registros no arquivo com esse valor. Por exemplo, um índice em DNO de EMPREGADO incluiria uma entrada para cada valor distinto de DNO, mais um conjunto de ponteiros para todos os registros de EMPREGADO com este valor. Se a entrada de índice for bloqueada *antes* que o registro possa ser acessado, então o conflito do registro fantasma pode ser detectado. Isso ocorre porque a transação T' solicitaria um bloqueio de leitura na *entrada de índice* para DNO = 5, e T solicitaria um bloqueio de escrita na mesma entrada *antes* que se coloque o bloqueio nos registros. Uma vez que o bloqueio de índice gera conflito, o conflito do fantasma seria detectado.

Uma técnica mais geral, chamada **bloqueio de predicado**, bloquearia o acesso a todos os registros que satisfazem um *predicado arbitrário* (condição) de uma maneira similar; entretanto, bloqueios de predicado têm se mostrado difíceis de implementar eficientemente.

18.7.2 Transações Interativas

Outro problema ocorre quando transações interativas lêem uma entrada e escrevem uma saída em um dispositivo interativo, tal como um monitor de tela, antes que elas sejam efetivadas. O problema é que um usuário pode entrar com um valor de um item de dado para uma transação T com base em um valor mostrado na tela pela transação T', que pode não ter sido efetivada. Essa dependência entre T e T' não pode ser modelada pelo método de controle de concorrência do sistema, uma vez que está baseada na interação do usuário com as duas transações.

Uma abordagem para tratar esse problema é adiar a saída de transações para a tela até que ela tenha se efetivado.

18.7.3 Travas

Bloqueios de curta duração são chamados de **travas**. As travas não seguem os protocolos usuais de controle de concorrência, tal como o bloqueio de duas fases. Por exemplo, uma trava pode ser usada para garantir a integridade física de uma página

quando esta está sendo escrita do *buffer* para o disco. Uma trava seria fornecida para a página, a página escrita para o disco e, então, a trava seria liberada.

18.8 RESUMO

Neste capítulo vimos as técnicas de SGBD para controle de concorrência. Começamos discutindo os protocolos baseados em bloqueio, que são os mais comumente usados na prática. Descrevemos o protocolo de bloqueio em duas fases (2PL) e algumas de suas variações: o 2PL básico, o 2PL estrito, o 2PL conservador e o 2PL rigoroso. As variações estrita e rigorosa são as mais comuns por causa de suas propriedades de recuperação, que são melhores. Introduzimos os conceitos de bloqueio compartilhado (leitura) e exclusivo (escrita) e mostramos como o bloqueio pode garantir a serialização quando usado em conjunção com a regra de bloqueio em duas fases. Apresentamos também várias técnicas para tratar o problema de deadlock, que pode ocorrer com o bloqueio. Na prática, é comum usar timeouts (limites de tempo) e detecção de deadlock (grafos espera-por).

Depois apresentamos outros protocolos de controle de concorrência que não são usados freqüentemente na prática, mas são importantes dadas as alternativas teóricas que propõem para solucionar esse problema. Elas incluem o protocolo de ordenação por timestamp (marca de tempo), que garante a serialização baseada na ordem dos timestamps das transações. Timestamps são identificadores únicos de transação gerados pelo sistema. Discutimos a regra de escrita de Thomas, que melhora a execução, mas não garante a serialização de conflito. O protocolo de ordenação por timestamp estrito também foi apresentado. Depois analisamos dois protocolos de multiversão que assumem que as versões mais antigas dos itens de dados podem ser mantidas no banco de dados. Uma técnica, chamada bloqueio de multiversão em duas fases (que também tem sido usada na prática), assume que podem existir duas versões para um item e tenta aumentar a concorrência, tornando os bloqueios de escrita e leitura compatíveis (pelo custo da introdução de um modo de bloqueio de certificação adicional). Apresentamos, também, um protocolo de multiversão baseado na ordenação por timestamp. Em seguida, um exemplo de um protocolo otimista, também conhecido como protocolo de certificação ou validação.

Então voltamos nossa atenção para a importante definição prática da granularidade do item de dado. Descrevemos um protocolo de bloqueio de multigranularidade, que permite a mudança da granularidade (tamanho do item), com base nas diferentes transações em execução, com o objetivo de melhorar a performance do controle de concorrência. Outra alternativa prática importante foi apresentada, que é o desenvolvimento de protocolos de bloqueio para índices, de maneira que os índices não se tornem impedimento ao acesso concorrente. Finalmente, introduzimos o problema do fantasma e problemas com transações interativas, e descrevemos rapidamente o conceito de travas e como elas diferem dos bloqueios.

No próximo capítulo, daremos uma visão das técnicas de recuperação.

Questões de Revisão

18.1. O que é o protocolo de bloqueio em duas fases? Como ele garante a serialização?
18.2. Quais são algumas das variações do protocolo de bloqueio em duas fases? Por que, freqüentemente, é preferível o protocolo em duas fases estrito ou rigoroso?
18.3. Discuta os problemas de deadlock (impasse) e starvation (inanição) e as diferentes abordagens para a manipulação desses problemas.
18.4. Compare os bloqueios binários com os bloqueios exclusivos/compartilhados. Por que o último tipo de bloqueio é preferível?
18.5. Descreva os protocolos esperar-morrer e ferir-esperar para prevenção de deadlock.
18.6. Descreva os protocolos de espera cuidadosa (cautious waiting), sem espera (no waiting) e timeout para prevenção de deadlock.
18.7. O que é um timestamp? Como o sistema gera timestamps?
18.8. Discuta o protocolo de ordenação por timestamp para controle de concorrência. Como a ordenação estrita por timestamp difere da ordenação básica por timestamp?
18.9. Discuta duas técnicas de multiversão para controle de concorrência.
18.10. O que é um protocolo de certificação? Quais são as vantagens e as desvantagens de usar bloqueios de certificação?
18.11. Como as técnicas de controle de concorrência otimistas diferem das outras técnicas de controle de concorrência? Por que elas são chamadas de técnicas de validação ou certificação? Discuta as fases típicas de um método de controle de concorrência otimista.
18.12. Como a granularidade dos itens de dados afeta a execução do controle de concorrência? Quais fatores afetam a seleção do tamanho de granularidade para itens de dado?

18.13. Quais tipos de bloqueios são necessários para inserir e remover operações?
18.14. O que é bloqueio de granularidade múltipla? Sob quais circunstâncias ele é usado?
18.15. O que são os bloqueios de intenção?
18.16. Quando as travas são usadas?
18.17. O que é um registro fantasma? Discuta o problema que um registro fantasma pode causar para o controle de concorrência.
18.18. Como o bloqueio de índices resolve o problema do fantasma?
18.19. O que é um bloqueio de predicado?

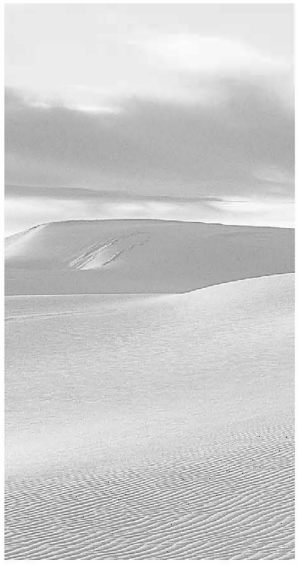
Exercícios

18.20. Prove que o protocolo de bloqueio básico em duas fases garante a serialização de conflito do plano de execuções. (*Indicação*: mostre que, se um grafo de serialização para o plano de execução possui um ciclo, então pelo menos uma das transações participantes no plano de execução não obedece ao protocolo de bloqueio de duas fases).
18.21. Modifique as estruturas de dados para bloqueios de múltiplos modos e os algoritmos para `read_lock`(X), `write_lock`(X) e `unlock`(X), de tal forma que a promoção e o rebaixamento de bloqueios seja possível. (*Indicação*: o bloqueio necessita verificar o(s) id(s) da transação que controla(m) o bloqueio, se tiver algum.)
18.22. Prove que o bloqueio estrito em duas fases garante planos de execução estritos.
18.23. Prove que os protocolos esperar-morrer e ferir-esperar evitam deadlock e starvation.
18.24. Prove que a espera cuidadosa (cautious waiting) evita deadlock.
18.25. Aplique o algoritmo de ordenação por timestamp para os planos de execução das figuras 17.8 b e c e determine se o algoritmo permitirá a execução desses planos.
18.26. Repita o Exercício 18.25, mas use o método de ordenação por timestamp multiversão.
18.27. Por que o bloqueio em duas fases não é usado como um método de controle de concorrência para índices tais como árvores-B^+?
18.28. A matriz de compatibilidade da Figura 18.8 mostra que os bloqueios IS e IX são compatíveis. Explique por que isso é válido.
18.29. O protocolo MGL declara que uma transação T pode desbloquear um nó N apenas se nenhum dos filhos do nó N ainda estiverem bloqueados pela transação T. Mostre que, sem essa condição, o protocolo MGL seria incorreto.

Bibliografia Selecionada

O protocolo de bloqueio em duas fases e o conceito de bloqueios de predicado foram propostos, primeiro, por Eswaran *et al.* (1976). Bernstein *et al.* (1987), Gray e Reuter (1993) e Papadimitriou (1986) enfocaram o controle de concorrência e recuperação. Kumar (1996) priorizou a execução dos métodos de controle de concorrência. Bloqueio é discutido em Gray *et al.* (1975), Lien e Weinberger (1978), Kedem e Silbershatz (1980) e Korth (1983). Deadlocks e grafos wait-for foram formalizados por Holt (1972), e os esquemas esperar-ferir e ferir-morrer são apresentados em Rosenkrantz *et al.* (1978). Cautions waiting (espera cuidadosa) é discutida em Hsu *et al.* (1992). Helal *et al.* (1993) comparam várias abordagens de bloqueio. Técnicas de controle de concorrência são vistas em Bernstein e Goodman (1980) e Reed (1983). Controle de concorrência otimista é analisado em Kung e Robinson (1981) e em Bassiouni (1988). Papadimitriou e Kanellakis (1979) e Bernstein e Goodman (1983) discutem técnicas de multiversão. Ordenação multiversão por timestamp foi proposta em Reed (1978, 1983), e bloqueio multiversão em duas fases é discutido em Lai e Wilkinson (1984). Um método para granularidades de bloqueio múltiplo foi proposto em Gray *et al.* (1975), e os efeitos de granularidade de bloqueio são analisados em Ries e Stonebraker (1977). Bhargava e Reidl (1988) apresentam uma abordagem para escolher dinamicamente vários métodos de controle de concorrência e recuperação. Métodos de controle de concorrência para índices são apresentados em Lehmam e Yao (1981) e em Shasha e Goodman (1988). Um estudo da execução de vários algoritmos de controle de concorrência de árvore B^+ é apresentado em Srinivasan e Carey (1991).

Outro trabalho recente no controle de concorrência inclui controle de concorrência baseado em semântica (Badrinath e Ramamritham, 1992), modelos de transação para atividades de longa duração em execução (Dayal *et al.*, 1991) e gerenciamento de transação em multinível (Hasse e Weikum, 1991).



19

Técnicas de Recuperação de Banco de Dados

Neste capítulo discutiremos algumas das técnicas que podem ser usadas para recuperação (ou restauração) de falhas de banco de dados. Já discutimos, na Seção 17.1.4, as diferentes causas de falhas, como quedas de sistema e erros de transação. Cobrimos também, na Seção 17.2, muitos conceitos que são usados pelos processos de recuperação, tais como *log* (histórico) de sistema e pontos de efetivação.

Começaremos a Seção 19.1 com um esquema dos procedimentos de uma restauração típica e a categorização dos algoritmos de recuperação, depois veremos os diversos conceitos de recuperação, incluindo gravação adiantada de *log* (write-ahead logging), as atualizações in loco *versus* sombra, o processo de desfazer (*rolling back*) e o efeito de uma transação incompleta ou com falha. Na Seção 19.2 apresentaremos as técnicas de recuperação baseadas em *atualização adiada*, também conhecida como técnica NO-UNDO/REDO. Na Seção 19.3 analisaremos as técnicas de recuperação baseadas em atualizações imediatas, que incluem os algoritmos UNDO/REDO e UNDO/NO-REDO. Discutiremos, na Seção 19.4, as técnicas conhecidas como *shadowing* ou paginação *shadow*, que podem ser categorizadas como um algoritmo NO-UNDO/NO-REDO. Um exemplo de um esquema prático de recuperação de SGBD, chamado ARIES, será apresentado na Seção 19.5. A recuperação de diversos bancos de dados será brevemente analisada na Seção 19.6. Finalmente, as técnicas para recuperação de falhas catastróficas serão discutidas na Seção 19.7.

Nossa ênfase está na descrição conceitual de abordagens diferentes para recuperação. Para descrições das características de recuperação em sistemas específicos, o leitor deve consultar as notas bibliográficas e o manual do usuário para esses sistemas. Técnicas de recuperação estão, freqüentemente, entrelaçadas aos mecanismos de controle de concorrência. Certas técnicas de recuperação são melhores para determinados métodos de controle de concorrência. Tentaremos ver os conceitos de recuperação independentemente dos mecanismos de controle de concorrência, mas discutiremos as circunstâncias sob as quais um dado mecanismo de recuperação é mais adequado a certo protocolo de controle de concorrência.

19.1 Conceitos de Recuperação

19.1.1 Esquema de Recuperação e Categorização de Algoritmos de Recuperação

A recuperação de transações que falharam significa, em geral, que o banco de dados será *restaurado* para o estado de consistência mais recente, exatamente como antes do momento da falha. Para isso, o sistema deverá manter informação sobre as alterações que foram aplicadas aos itens de dado pelas várias transações. Essa informação é, em geral, armazenada no ***log* (histórico) do sistema**, conforme vimos na Seção 17.2.2. Uma estratégia típica para recuperação pode ser sumarizada informalmente como segue:

1. Se houver um dano extenso em uma grande porção do banco de dados, por conta de falha catastrófica, tal como um *crash* de disco, o método de recuperação restaura uma cópia anterior do banco de dados, que estava *guardada* em um arquivo de armazenamento (normalmente uma fita), e o reconstrói num estado mais atual, reaplicando ou *refazendo* as operações das transações *armazenadas* no *log* até o instante da falha (*restore* de um *backup*).
2. Quando o banco de dados não for danificado fisicamente, mas se tornar inconsistente por causa de uma falha não-catastrófica, dos tipos 1 a 4 da Seção 17.1.4, a estratégia é reverter quaisquer mudanças que causaram a inconsistência *desfazendo* algumas operações. Também será necessário *refazer* algumas operações, de forma a restaurar um estado consistente do banco de dados, conforme veremos. Nesse caso, não necessitamos de uma cópia arquivada completa do banco de dados. De preferência, as entradas mantidas em um *log* on-line do sistema serão consultadas durante a recuperação.

Conceitualmente, podemos distinguir duas técnicas principais de recuperação de falhas não-catastróficas de transação: (1) atualização adiada e (2) atualização imediata. Na técnica de **atualização adiada**, somente se atualiza o banco de dados fisicamente no disco logo *depois* que uma transação alcance seu ponto de efetivação; as atualizações são, então, gravadas no banco de dados. Antes que a efetivação seja alcançada, todas as transações atualizam seus registros no espaço de transação local (ou *buffers*). Durante a efetivação, as atualizações são, primeiro, persistentemente registradas no log e, então, gravadas no banco de dados. Se uma transação falhar antes de alcançar seu ponto de efetivação, ela não terá mudado o banco de dados de forma nenhuma, assim, um UNDO não será necessário. Pode ser necessário um REDO nos efeitos das operações de uma transação que foram efetivadas no *log* porque seus efeitos poderão não ter sido, ainda, registrados no banco de dados. Portanto, a atualização adiada é também conhecida como o **algoritmo NO-UNDO/REDO**. Discutiremos essa técnica na Seção 19.2.

Nas técnicas de **atualização imediata**, o banco de dados pode ser atualizado por algumas operações de uma transação *antes* que ela alcance seu ponto de efetivação. Entretanto, essas operações estarão normalmente registradas no log *em disco*, pois uma gravação forçada foi feita *antes* que elas fossem aplicadas ao banco de dados, tornando possível a recuperação. Se uma transação falhar depois de registrar algumas mudanças no banco de dados, mas antes de alcançar seu ponto de efetivação, os efeitos de suas operações no banco de dados deverão ser desfeitos, isto é, a transação deve ser revertida. No caso geral de atualização imediata, ambas, *undo* e *redo*, devem ser exigidas para a recuperação. Essa técnica, conhecida como **algoritmo UNDO/REDO**, exige ambas as operações e é mais freqüentemente usada na prática. Uma variação do algoritmo, em que todas as atualizações são registradas no banco de dados antes que uma transação seja efetivada, requer apenas *undo*, assim, ela é conhecida como o **algoritmo UNDO/NO-REDO**. Veremos essas técnicas na Seção 19.3.

19.1.2 *Caching* (*Bufferização*) de Blocos de Disco

Em geral, o processo de recuperação está fortemente entrelaçado com as funções do sistema operacional — em particular, com a bufferização e o *caching* de páginas de disco na memória principal. Normalmente, uma ou mais páginas de disco, que incluem os itens de dados a serem atualizados, são **escondidas** (*cached*) nos *buffers* da memória principal e lá são atualizadas, antes de serem gravadas de volta no disco. O *caching* de páginas em disco é tradicionalmente uma função do sistema operacional, mas, por causa de sua importância para a eficiência dos procedimentos de recuperação, ele é manipulado pelo SGBD por meio de chamadas de rotinas de baixo nível do sistema operacional.

Muitas vezes, é conveniente considerar a recuperação em termos de páginas de disco do banco de dados (blocos). Normalmente, uma coleção de *buffers* em memória, chamada ***cache* de SGBD**, é mantida sob o controle do SGBD com o propósito de controlar esses *buffers*. É usado um **catálogo** para o cache para controlar quais itens do banco de dados estão nos *buffers*.[1] Ele pode ser uma tabela de entradas `<endereco das paginas do disco, localizacao do buffer>`. Quando o SGBD solicitar uma ação em algum item, ele primeiro verificará o catálogo de *cache* para determinar se alguma das páginas de disco em *cache* contém o item. Se não contiver, então o item deverá ser localizado no disco, e as páginas de disco apropriadas serão copiadas no *cache*. Pode ser que seja necessário **substituir** (ou ***flush*, expelir**) alguns dos *buffers* em *cache* para que haja espaço disponível para o novo item. Algumas estratégias dos sistemas operacionais para substituição de página, tais como a menos usada recentemente (*least recently used* — LRU) ou o primeiro que entra é o primeiro que sai (*first-in-first-out*, FIFO), podem ser usadas na seleção dos *buffers* que serão substituídos.

É associado a cada *buffer* no *cache* um **bit sujeira (*dirty bit*)**, que pode ser incluído na entrada do catálogo para indicar se o *buffer* foi ou não modificado. Quando uma página é lida pela primeira vez no disco do banco de dados e passa para um *buffer* de *cache*, o catálogo será atualizado com o novo endereço da página, e o bit sujeira é marcado com 0 (zero). Assim que o *buffer* for

1 Similar ao conceito de *tabelas de páginas* usado pelo sistema operacional.

modificado, o bit sujeira correspondente à entrada do catálogo é apontado para 1 (um). Quando o conteúdo do *buffer* for substituído (flushed) no *cache*, ele deverá, primeiro, ser regravado na página de disco correspondente apenas *se seu bit sujeira for 1*. Outro bit, chamado bit **pin-unpin**, também é necessário — uma página no *cache* está ***pinned* (fixada)** (valor de bit 1 — um) — se ela não puder escrever de volta no disco.

Duas estratégias podem ser empregadas quando um *buffer* modificado for regravado no disco. A primeira estratégia, conhecida como **atualizando no local (*in-place updating*)**, regrava o *buffer* no *mesmo local original do disco*, sobrescrevendo, então, o valor dos itens de dados alterados no disco.[2] Portanto, apenas uma única cópia de cada bloco de disco do banco de dados será mantida. A segunda estratégia, conhecida como ***shadowing***, grava um *buffer* atualizado em uma localização diferente do disco, assim, diversas versões dos itens de dados serão mantidas. Em geral, o antigo valor dos itens de dados, antes da atualização, é chamado de **imagem anterior** (BFIM), e o novo valor, depois da atualização, é chamado de **imagem posterior** (AFIM). Em *shadowing*, ambas, a BFIM e a AFIM, poderão ser mantidas no disco, portanto, não é estritamente necessário manter um *log* para recuperação. Discutiremos brevemente, na Seção 19.4, a recuperação baseada em *shadowing*.

19.1.3 Registro Adiantado em Log, Roubado/Não-Roubado e Forçado/Não-Forçado

Quando um 'atualizando no local' for usado, será necessário usar o *log* para recuperação (Seção 17.2.2). Nesse caso, o mecanismo de recuperação deve garantir que a BFIM (imagem anterior) do item de dados seja registrada em uma entrada de *log* apropriada, e que essa entrada de *log* seja transferida (*flushed*) para o disco, antes que a BFIM seja sobrescrita pela AFIM (imagem posterior) no banco de dados do disco. Em geral, esse processo é conhecido como **registro adiantado em *log***. Antes que possamos descrever um protocolo para o registro adiantado em *log*, necessitamos distinguir entre dois tipos de informação de entrada em *log* para um comando de escrita (*write*): (1) as informações necessárias para UNDO e (2) aquelas necessárias para REDO. Uma **entrada de *log* do tipo REDO** inclui o **novo valor** (AFIM) do item gravado pela operação, uma vez que será necessário *refazer* o efeito da operação pelo *log* (apontando o valor do item no banco de dados para seu AFIM). As **entradas de *log* de tipo UNDO** incluem o **valor antigo** (BFIM) do item, uma vez que é necessário *desfazer* o efeito da operação pelo *log* (apontando o valor do item no banco de dados de volta à sua BFIM). Em um algoritmo UNDO/REDO, ambos os tipos de entradas de *log* são combinados. Além disso, quando houver possibilidade de ocorrer retorno em cascata, entradas `ler_item` (ler item) no *log* serão consideradas entradas de tipo UNDO (Seção 19.1.5).

Como mencionado, o *cache* do SGBD controla os blocos de disco escondidos do banco de dados, que incluem não apenas *blocos de dados*, mas também os *blocos de índice* e os *blocos de log* do disco. Quando um registro de *log* for gravado, ele é armazenado no bloco de *log* corrente, dentro do *cache* do SGBD. O *log* é simplesmente um arquivo de disco seqüencial (*append-only*) e o *cache* do SGBD poderá conter diversos blocos de *log* (por exemplo, os n últimos blocos de *log*) que serão gravados no disco. Quando uma atualização em um bloco de dados — armazenado no *cache* do SGBD — for feita, um registro de *log* associado será gravado no último bloco de *log* no *cache* do SGBD. Com a abordagem registro adiantado no *log*, os blocos de *log* que contiverem registros de *log* associados a uma atualização em um bloco de dados em particular deverão ser gravados primeiro no disco, antes que o bloco de dados possa, ele mesmo, ser regravado no disco.

A terminologia padrão para recuperação de SGBD inclui os termos **roubado/não-roubado (*steal/no-steal*)** e **forçado/não-forçado (*force/no-force*)**, que especifica quando uma página do banco de dados poderá ser gravada em disco a partir do *cache*:

1. Se uma página em *cache* atualizada por uma transação *não puder* ser gravada antes que a transação se efetive, ela será chamada de **abordagem não-roubada (*no-steal*)**. O bit de *pin-unpin* indicará se a página não puder ser escrita de volta no disco. Do contrário, se o protocolo permitir o *buffer* atualizado *antes* que a transação se efetive, ele será chamado **roubado (*steal*)**. *Steal* será usado quando o gerenciador do *cache* (*buffer*) do SGBD necessitar de um *frame* de *buffer* para outra transação, e o gerenciador do *buffer* substituir uma página existente que tenha sido atualizada, mas cuja transação não tenha se efetivado.
2. Se todas as páginas atualizadas por uma transação forem imediatamente escritas no disco quando a transação se efetivar, ela será chamada **abordagem forçada (*force*)**. Do contrário, será chamada **não-forçada (*no-force*)**.

O esquema de recuperação de atualização adiado, da Seção 19.2, segue uma abordagem *no-steal*. Entretanto, os sistemas de banco de dados normalmente empregam uma estratégia *roubada/não-forçada* (*steal/no-force*). A vantagem da *steal* é que ela evita a necessidade de um espaço muito grande de *buffer* para o armazenamento em memória de todas as páginas atualizadas. A vantagem do *no-force* é que uma página atualizada por uma transação efetivada deverá ainda estar no *buffer* quando outra

2 Na prática, a atualização no local é usada na maioria dos sistemas.

transação necessitar de atualização, eliminando, assim, o custo de I/O para ler novamente essa página no disco. Isso pode oferecer uma economia substancial no número de operações de I/O quando uma dada página for atualizada pesadamente por diversas transações.

Para permitir a recuperação quando uma atualização no local (*in-place*) for usada, as entradas apropriadas exigidas para a recuperação devem ser permanentemente registradas no disco de *logon*, antes que as alterações sejam aplicadas no banco de dados. Por exemplo, considere o seguinte protocolo de registro adiantado em *log* (***write-ahead logging*** — **WAL**), para um algoritmo de recuperação que exige ambas, UNDO e REDO:

1. A imagem anterior de um item não pode ser sobrescrita por sua imagem posterior no banco de dados do disco; até que se registre todo *log* de tipo UNDO para transações atualizadas — acima desse ponto —, seria uma gravação forçada (*force-written*) no disco.
2. A operação de efetivação (*commit*) de uma transação não poderá ser completada até que se registre todo *log* de tipo REDO e UNDO para que essa transação seja de gravação forçada (*force-written*) no disco.

Para facilitar o processo de recuperação, o subsistema de recuperação deverá manter algumas listas relacionadas às transações processadas no sistema. Estas incluem uma lista das **transações ativas** que iniciaram, mas que ainda não foram efetivadas, e poderá incluir também as listas de todas as **transações efetivadas e abortadas**, desde o último *checkpoint* (ponto de controle — veja próxima seção). A manutenção dessas listas torna o processo de recuperação mais eficiente.

19.1.4 Checkpoints no Log de Sistema e Fuzzy Checkpointing

Outro tipo de entrada no *log* é chamado de **checkpoint**.[3] Um registro `[checkpoint]` é escrito periodicamente dentro do *log*, no ponto em que o sistema grava no banco de dados no disco todos os *buffers* do SGBD que tiverem sido modificados. Como conseqüência, todas as transações que tiverem suas entradas `[commit,T]` no *log*, antes de uma entrada `[checkpoint]`, não necessitarão ter suas operações WRITE *refeitas* no caso de queda do sistema, uma vez que todas as suas atualizações foram registradas no banco de dados em disco, durante o *checkpointing*.

O gerenciador de recuperação de um SGBD deve decidir em quais intervalos submeter um *checkpoint*. O intervalo deve ser medido em tempo — quer dizer, a cada *m* minutos — ou no número *t* de transações efetivadas desde o último *checkpoint*, e os valores de *m* ou *t* são parâmetros do sistema. Submeter um *checkpoint* consiste nas seguintes ações:

1. Suspender a execução das transações temporariamente.
2. Forçar a gravação no disco de todos os *buffers* na memória principal que tenham sido alterados.
3. Escrever um registro de `[checkpoint]` no *log* e forçar a gravação do *log* no disco.
4. Reassumir a execução das transações.

Como conseqüência do passo 2, um registro de *checkpoint* no *log* pode incluir também informações adicionais, como uma lista dos *ids* (identificações) das transações ativas e as localizações (endereços) de todos os registros, do mais antigo ao mais recente (último) no *log*, de cada transação ativa. Isso pode facilitar o 'desfazer' das operações da transação, no caso de ser necessária sua reversão.

O tempo necessário para forçar a gravação de todos os *buffers* de memória modificados pode atrasar o processamento da transação por causa do passo 1. Para reduzir esse atraso, na prática, é comum o uso de uma técnica chamada **fuzzy ckeckpointing**. Nessa técnica, o sistema poderá reassumir o processamento das transações depois que o registro `[checkpoint]` for escrito no *log*, sem ter de esperar o passo 2 terminar. Entretanto, até que o passo 2 esteja completo, o registro `[checkpoint]` anterior permanecerá válido. Para fazer isso, o sistema manterá um ponteiro para o *checkpoint* válido, que continuará a apontar para o registro `[checkpoint]` no *log*. Uma vez concluído o passo 2, o ponteiro será mudado para o ponto do novo *checkpoint* no *log*.

19.1.5 Reverter (Rollback) uma Transação

Se uma transação falhar por qualquer razão, depois de atualizar o banco de dados, pode ser necessário **reverter** (***roll back***) a transação. Se algum valor de item de dados tiver sido alterado pela transação e gravado no banco de dados, ele deverá ser restaurado aos seus valores anteriores (BFIMs). As entradas de *log* do tipo desfazer (UNDO) são usadas para restaurar os valores antigos dos itens de dado que deverão ser revertidos.

---

3 O termo *checkpoint* (ponto de controle) tem sido usado para descrever situações restritivas em alguns sistemas, como no DB2. Também tem sido usado na literatura para descrever conceitos inteiramente diferentes.

Se uma transação T for revertida, qualquer transação S que tenha, nesse ínterim, lido o valor de algum item de dado X escrito por T também deverá ser revertida. Similarmente, uma vez que S seja revertida, qualquer transação R que tenha lido o valor de algum item de dado Y escrito por S também deverá ser revertida; e assim por diante. Esse fenômeno é chamado **reversão em cascata** (***cascading rollback***) e pode ocorrer quando o protocolo de recuperação garantir planos *recuperáveis*, mas não garantir planos *restritos* ou *livres de cascata* (*cascadeless*, Seção 17.4.2). A reversão em cascata, compreensivelmente, pode ser mais complexa e consumir mais tempo. Por isso, quase todos os mecanismos de recuperação são projetados de modo que a reversão em cascata *nunca seja exigida*.

A Figura 19.1 mostra um exemplo no qual a reversão em cascata é exigida. As operações de leitura e gravação de três transações são mostradas na Figura 19.1a. A Figura 19.1b mostra o *log* de sistema no ponto de queda de um dado plano de execução dessas transações. Os valores dos itens de dado A, B, C e D, que são usados pelas transações, são mostrados à direita das entradas do *log* do sistema. Adotamos como valores originais dos itens, mostrados na primeira linha, $A = 30$, $B = 15$, $C = 40$ e $D = 20$. No ponto de falha do sistema, a transação T_3 não alcançou sua conclusão e deverá ser revertida. As operações WRITE de T_3, marcadas por um * na Figura 19.1b, são as operações de T_3 que serão desfeitas durante a reversão da transação. A Figura 19.1c mostra graficamente as operações das diferentes transações ao longo do eixo do tempo.

(a)

T_1	T_2	T_3
ler_item(A)	ler_item(B)	ler_item(C)
ler_item(D)	escrever_item(B)	escrever_item(B)
escrever_item(D)	ler_item(D)	ler_item(A)
	escrever_item(D)	escrever_item(A)

(b)

		A	B	C	D
		30	15	40	20
	[start_transaction, T_3]				
	[ler_item, T_3, C]				
*	[escrever_item, T_3, B, 15, 12]		12		
	[start_transaction, T_2]				
	[ler_item, T_2, B]				
**	[escrever_item, T_2, B, 12, 18]		18		
	[start_transaction, T_1]				
	[ler_item, T_1, A]				
	[ler_item, T_1, D]				
	[escrever_item, T_1, D, 20, 25]				25
	[ler_item, T_2, D]				
**	[escrever_item, T_2, D, 25, 26]				26
	[ler_item, T_3, A]				
	← queda do sistema				

* T_3 é revertida porque não alcançou seu ponto de efetivação.
** T_2 é revertida porque lê o valor do item B escrito por T_3.

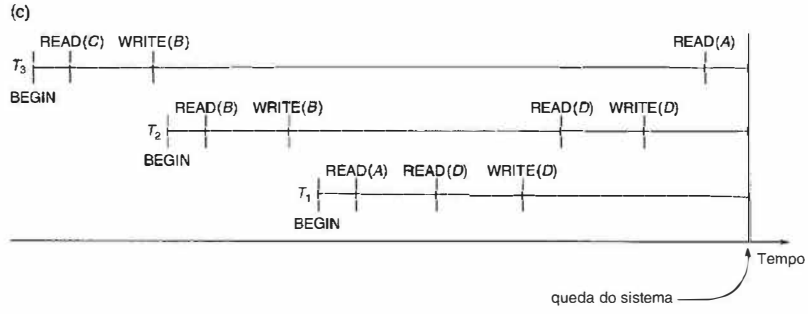


FIGURA 19.1 Ilustrando a reversão (*roolback*) em cascata (um processo que nunca ocorre em planos restritos ou livres de cascata — *cascadeless*). (a) As operações *read* (ler) e *write* (gravar) das três transações. (b) *Log* (histórico) do sistema no ponto da queda (*crash*). (c) Operações antes da queda.

Devemos, agora, verificar a reversão em cascata. Na Figura 19.1c vemos que a transação T_2 lê o valor do item B que foi escrito pela transação T_3; isso também pode ser determinado examinando-se o *log*. Como T_3 será revertida, T_2 deverá ser revertida também. As operações WRITE de T_2, marcadas por ** no *log*, são as únicas não desfeitas. Observe que as operações `escrever_item` precisarão ser desfeitas durante a reversão da transação; operações `ler_item` são registradas no *log* apenas para determinar se a reversão em cascata das transações adicionais será necessária.

Na prática, a reversão em cascata de transações *nunca* é exigida porque os métodos práticos de recuperação garantem planos livres de cascata ou restritos. Portanto, também não é necessário registrar as operações `ler_item` no *log*, porque elas são necessárias apenas para estabelecer a reversão em cascata.

19.2 Técnicas de Recuperação Baseadas na Atualização Adiada

A idéia contida nas técnicas de atualização adiada é postergar qualquer atualização real no banco de dados até que a transação complete sua execução com sucesso e alcance seu ponto de efetivação.[4] Durante a execução da transação, as atualizações são registradas apenas no *log* e nos *buffers* de *cache*. Quando a transação alcançar seu ponto de efetivação e se forçar à gravação do *log* no disco, as atualizações serão registradas no banco de dados. Se uma transação falhar antes de alcançar seu ponto de efetivação, não será necessário desfazer nenhuma operação, porque a transação não afetou o banco de dados no disco, de forma nenhuma. Embora isso simplifique a recuperação, não poderá ser usado na prática, a menos que as transações sejam curtas e cada transação altere poucos itens. Para outros tipos de transações, há executação potencial fora do espaço de buffer, dado que as mudanças da transação precisam ser garantidas nos *buffers* de *cache* até o ponto de efetivação.

Podemos declarar um protocolo típico de atualização adiada como segue:

1. Uma transação não pode mudar o banco de dados em disco até que ela alcance seu ponto de efetivação.
2. Uma transação não alcança seu ponto de efetivação até que todas as suas operações de atualização sejam registradas no *log* e até que seja forçada a gravação do *log* no disco.

Observe que o passo 2 é uma reafirmação do protocolo de registro adiantado no *log* (*write-ahead logging* — WAL). Como o banco de dados nunca é atualizado no disco até que a transação seja efetivada, nunca será necessária qualquer operação de UNDO (desfazer). Este é conhecido como **algoritmo de recuperação de NO-UNDO/REDO**. REDO (refazer) será necessário no caso de o sistema falhar depois que uma transação for efetivada, mas antes que todas as suas mudanças sejam registradas no banco de dados em disco. Nesse caso, as operações da transação serão refeitas a partir das entradas de *log*.

Geralmente, o método de recuperação de falhas está intimamente relacionado ao método de controle de concorrência em sistemas multiusuários. Discutiremos, primeiro, a recuperação em sistemas monousuários, em que o controle de concorrência não é necessário, tanto que podemos entender o processo de recuperação independentemente de qualquer método de controle de concorrência. Depois, veremos como o controle de concorrência pode afetar o processo de recuperação.

19.2.1 Recuperação Usando Atualização Adiada em um Ambiente Monousuário

Em tais ambientes, o algoritmo de recuperação pode ser bastante simples. O algoritmo RDU_S (*Recovery Using Deferred Update in a Single-user environment* — recuperação usando atualização adiada em ambiente monousuário) usa o procedimento REDO, apresentado a seguir, para refazer certas operações `escrever_item`:

> **PROCEDIMENTO RDU_S** — Usa duas listas de transações: as transações efetivadas desde o último *checkpoint* e as transações ativas (pelo menos uma transação irá cair nessa categoria porque o sistema é monousuário). Aplicar a operação REDO para todas as operações `escrever_item` das transações efetivadas do *log*, seguindo a seqüência em que elas foram escritas no *log*. Reiniciar as transações ativas.

O procedimento REDO é definido como segue:

> **REDO(WRITE_OP)** — Refazer uma operação `escrever_item` em WRITE_OP consiste em examinar sua entrada no *log* [`escrever_item, T, X, novo_valor`] e apontar o valor do item X no banco de dados para `novo_valor`, que é a imagem posterior (AFIM).

4 A atualização adiada pode, normalmente, ser caracterizada como uma *abordagem não-roubada (no-steal)*.

A operação REDO deve ser **equivalente em potência (*idempotent*)** — isto é, executá-la várias vezes é equivalente a executá-la apenas uma vez. De fato, todo o processo de recuperação deve ser equivalente em potência. Isso porque, se o sistema falhar durante o processo de recuperação, a próxima tentativa de recuperação poderia ter de REDO (refazer) certas operações `escrever_item` que já tivessem sido refeitas durante o primeiro processo de recuperação. O resultado da recuperação de uma queda do sistema que ocorresse *durante a recuperação* seria o mesmo que o resultado da recuperação *quando não há queda durante a recuperação!*

Observe que apenas as transações da lista ativa não terão afetado o banco de dados por causa do protocolo de atualização adiada, e elas serão totalmente ignoradas pelo processo de recuperação porque nenhuma de suas operações foram refletidas no banco de dados em disco. Entretanto, essa transação deverá, agora, ser reiniciada automaticamente pelo processo de recuperação ou manualmente pelo usuário.

A Figura 19.2 mostra um exemplo de recuperação em um ambiente monousuário, no qual a primeira falha ocorre durante a execução da transação T_2, conforme mostrado na Figura 19.2b. O processo de recuperação irá refazer a entrada [escrever_item, T_1, D, 20] do *log*, apontando o valor do item *D* para 20 (seu novo valor). As entradas [write, T_2, ...] no *log* são ignoradas pelo processo de recuperação porque T_2 não foi efetivada. Se uma segunda falha ocorrer durante a recuperação da primeira, o mesmo processo de recuperação será repetido do início ao fim, com resultados idênticos.

(a)

T_1	T_2
ler_item(*A*)	ler_item(*B*)
ler_item(*D*)	escrever_item(*B*)
escrever_item(*D*)	ler_item(*D*)
	escrever_item(*D*)

(b)

[inicia_transacao, T_1]
[ler_item, T_1, *D*, 20]
[confirma, T_1]
[inicia_transacao, T_2]
[ler_item, T_2, B, 10]
[escrever_item, T_2, D, 25] ← queda do sistema

As operações [escrever_item, ...] de T_1 são refeitas.
As entradas no *log* de T_2 são ignoradas pelo processo de recuperação.

FIGURA 19.2 Um exemplo de recuperação usando atualização em ambiente monousuário. (a) As operações READ e WRITE de duas transações. (b) O *log* do sistema no instante da queda.

19.2.2 Atualização Adiada com Execução Concorrente em um Ambiente Multiusuário

Para sistema multiusuários com controle de concorrência, o processo de recuperação pode ser mais complexo, dependendo dos protocolos usados para o controle de concorrência. Em muitos casos, os processos de controle de concorrência e de recuperação são inter-relacionados. Em geral, quanto maior o grau de concorrência desejado, maior o tempo consumido para a recuperação.

Considere um sistema em que o controle de concorrência usa bloqueio estrito em duas fases, assim, os bloqueios nos itens permanecerão em efeito *até que a transação alcance seu ponto de efetivação*. Depois disso, os bloqueios serão liberados, garantindo planos restritos e serializáveis. Supondo que as entradas de [checkpoint] foram feitas no *log*, um possível algoritmo de recuperação para esse caso, que chamamos RDU_M (*Recovery using Deferred Update in a Multiuser environment* — recuperação usando atualização adiada em ambiente multiusuário) é dado a seguir. Esse procedimento usa o procedimento REDO definido anteriormente.

> PROCEDIMENTO RDU_M (COM CHECKPOINTS) – Usa duas listas de transações mantidas pelo sistema: as transações *T* efetivadas desde o último checkpoint **(lista de efetivação)** e as transações *T'* ativas **(lista de ativas)**. REDO (refazer) todas as operações WRITE das transações efetivadas no *log, na seqüência em que elas se encontram no log*. As transações que estiverem ativas, mas não efetivadas, serão efetivamente canceladas e deverão ser novamente submetidas.

A Figura 19.3 mostra um plano de execução possível das transações. Quando foi feito o *checkpoint* no tempo t_1, a transação T_1 foi efetivada, enquanto as transações T_3 e T_4 não o foram. Antes da queda do sistema no tempo t_2, T_3 e T_2 foram efeti-

vadas, mas T_4 e T_5 não. De acordo com o método RDU_M, não é necessário refazer as operações de `escrever_item` da transação T_1 — ou qualquer transação efetivada antes do tempo t_1 do último *checkpoint*. Entretanto, as operações `escrever_item` de T_2 e T_3 devem ser refeitas porque ambas as transações alcançaram seus pontos de efetivação depois do último *ckeckpoint*. Lembremos que a gravação no *log* é forçada antes da efetivação de uma transação. As transações T_4 e T_5 são ignoradas: elas são efetivamente canceladas ou revertidas porque nenhuma de suas operações `write_item` foram registradas no banco de dados sob o protocolo de atualização adiada. Iremos nos referir à Figura 19.3 depois de ilustrarmos outros protocolos de recuperação.

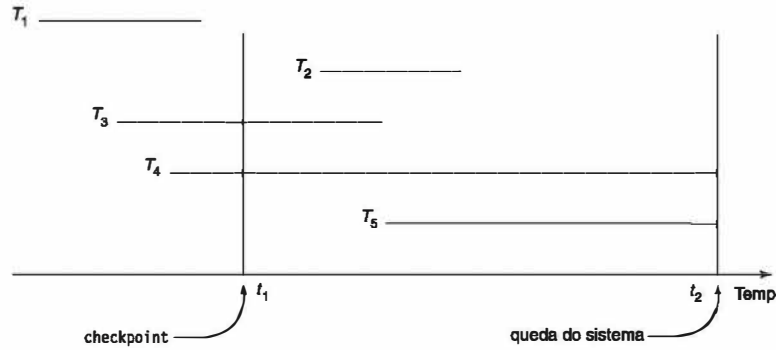


FIGURA 19.3 Um exemplo de recuperação em ambiente multiusuário.

Podemos tornar o algoritmo de recuperação NO-UNDO/REDO *mais eficiente* notando que, se um item de dado X — como indicado nas entradas de *log* — tiver sido atualizado por mais de uma transação efetivada desde o último *checkpoint*, apenas será necessário REDO *a última atualização de* X do *log* durante a recuperação. De qualquer forma, as outras atualizações seriam sobrescritas por esse último REDO. Nesse caso, iniciamos pelo *fim do log*, assim, sempre que um item for refeito, ele será adicionado a uma lista de itens refeitos. Antes de o REDO ser aplicado a um item, a lista é verificada; se o item aparecer na lista, ele não será refeito novamente, uma vez que o último valor já foi recuperado.

Se uma transação for interrompida por qualquer razão (digamos, pelo método de detecção de impasse — *deadlock*), ela simplesmente será resubmetida, uma vez que não alterou o banco de dados em disco. Uma desvantagem do método descrito aqui é que ele limita a concorrência de transações porque *todos os itens permanecem bloqueados até que a transação alcance seu ponto de efetivação*. Além disso, ele pode exigir espaço excessivo de *buffer* para controlar todos os itens atualizados, até que as transações sejam efetivadas. O benefício principal do método é que as operações da transação *nunca terão de ser desfeitas* por duas razões:

1. Uma transação não registrará nenhuma mudança no banco de dados em disco até imediatamente após seu ponto de efetivação — isto é, até que ela complete sua execução com sucesso. Portanto, uma transação nunca será revertida em função de falhas durante a execução de transações.
2. Uma transação nunca lerá o valor de um item escrito por uma transação ainda não-efetivada, porque seus itens permanecerão bloqueados até que a transação alcance seu ponto de efetivação. Portanto, não ocorrerá reversão em cascata.

A Figura 19.4 mostra um exemplo de recuperação para um sistema multiusuário que utiliza os métodos de recuperação e controle de concorrência descritos.

19.2.3 Ações de Transação que Não Afetam o Banco de Dados

Em geral, há ações que *não* afetam o banco de dados, tais como gerar e imprimir mensagens ou relatórios de informações recuperadas do banco de dados. Se uma transação falhar antes de se completar, podemos não desejar que o usuário obtenha esses relatórios. Se relatórios errados forem produzidos, parte do processo de recuperação teria de informar ao usuário que eles estão errados, uma vez que o usuário pode tomar uma ação com base nesses relatórios que afetem o banco de dados. Portanto, tais relatórios deveriam ser gerados somente *depois que a transação alcançasse seu ponto de efetivação*. Um método comum para o tratamento de tais ações é escolher comandos que gerem relatórios, mas os mantenham como tarefas em lote (*batch jobs*), executadas apenas depois que a transação alcançar seu ponto de efetivação. Se a transação falhar, as tarefas em lote serão canceladas.

(a)

T_1	T_2	T_3	T_4
ler_item(A)	ler_item(B)	ler_item(A)	ler_item(B)
ler_item(D)	escrever_item(B)	escrever_item(A)	escrever_item(B)
escrever_item(D)	ler_item(D)	ler_item(C)	ler_item(A)
	escrever_item(D)	escrever_item(C)	escrever_item(A)

(b)
[inicia_transacao, T_1]
[escrever_item, T_1, D, 20]
[confirma, T_1]
[checkpoint]
[inicia_transacao, T_4]
[escrever_item, T_4, B, 15]
[escrever_item, T_4, B, 20]
[confirma, T_4]
[inicia_transacao, T_2]
[escrever_item, T_2, B, 12]
[inicia_transacao, T_3]
[escrever_item, T_3, A, 30]
[escrever_item, T_2, D, 25] ← queda do sistema

T_2 e T_3 são ignoradas porque não alcançaram seus pontos de efetivação.
T_4 é refeita porque seu ponto de efetivação está depois do último *checkpoint* do sistema.

FIGURA 19.4 Um exemplo de recuperação que usa atualização adiada com transações concorrentes. (a) As operações READ e WRITE de quatro transações. (b) *Log* do sistema no ponto de queda.

19.3 Técnicas de Recuperação Baseadas em Atualização Imediata

Nessas técnicas, quando uma transação emite um comando de atualização, o banco de dados pode ser 'imediatamente' atualizado, sem nenhuma necessidade de esperar que a transação alcance seu ponto de efetivação. Entretanto, uma operação de atualização deve, ainda assim, ser registrada no *log* (em disco) *antes* de sua aplicação no banco de dados — usando o protocolo registro adiantado em log (*write-ahead logging*) —, de tal forma que possamos recuperá-la em caso de falha.

Deve haver condições para *desfazer* o efeito de operações de atualização que tenham sido aplicadas ao banco de dados por uma *transação falha*. Isso é feito revertendo a transação e desfazendo os efeitos de suas operações `escrever_item`. Teoricamente, podemos identificar dois tipos principais de categorias de algoritmos de atualização imediata. Se as técnicas de recuperação garantirem que todas as atualizações de uma transação sejam registradas no banco de dados em disco *antes de a transação se efetivar*, nunca haverá necessidade de REFAZER quaisquer operações das transações efetivadas. Este é chamado **algoritmo de recuperação** UNDO/NO-REDO. Por outro lado, se for permitido à transação se efetivar antes que todas as suas mudanças sejam escritas no banco de dados, temos o caso mais geral, conhecido por **algoritmo de recuperação** UNDO/REDO. Essa é, também, a técnica mais complexa. A seguir, discutiremos dois exemplos de algoritmos UNDO/REDO e os deixaremos como um exercício para o leitor desenvolver a variação de UNDO/NO-REDO. Na Seção 19.5 descreveremos uma abordagem mais prática, conhecida como técnica de recuperação ARIES.

19.3.1 Recuperação UNDO/REDO Baseada em Atualização Imediata em um Ambiente Monousuário

Se ocorrer uma falha num sistema monousuário, a transação em execução (ativa) no momento da falha pode ter registrado algumas mudanças no banco de dados. O efeito de todas essas operações deverá ser desfeito. O algoritmo de recuperação RIU_S (*Recovery using Immediate Update in a Single-user environment* — recuperação usando atualização imediata em um ambiente monousuário) usa o procedimento REDO, definido anteriormente, e também o procedimento UNDO, definido abaixo.

PROCEDIMENTO RIU_S

1. Usar duas listas de transações mantidas pelo sistema: as transações efetivadas desde o último *checkpoint* e as transações ativas (pelo menos uma transação dessa categoria irá falhar, pois o sistema é monousuário).
2. Desfazer todas as operações `escrever_item` da transação *ativa* do *log*, usando o procedimento UNDO descrito a seguir.

3. Refazer as operações `escrever_item` das transações *efetivadas* do *log*, na seqüência em que elas foram gravadas no log, usando o procedimento REDO descrito anteriormente.

O procedimento UNDO é definido como segue:

UNDO (WRITE_OP): Desfazer uma operação `escrever_item` `write_op` consiste em examinar suas entradas de log [`escrever_item, T, X, valor_antigo, valor_novo`] e apontar o valor do item X no banco de dados para o valor antigo, que pertence à imagem anterior (BFIM). Para desfazer um número de operações `escrever_item` de uma ou mais transações do *log*, deve-se manter a *ordem inversa* da ordem na qual as operações foram gravadas no log.

19.3.2 Recuperação UNDO/REDO Baseada em Atualização Imediata com Execução Concorrente

Quando a execução concorrente for permitida, o processo de recuperação dependerá novamente dos protocolos usados para o controle de concorrência. O procedimento RIU_M (*Recovery using Immediate Updates for a Multiuser environment* — recuperação usando atualizações imediatas para um ambiente multiusuário) esboça um algoritmo de recuperação para transações concorrentes com atualização imediata. Assumimos que o *log* inclui *checkpoints* e que o protocolo de controle de concorrência produz *planos restritos* — como, por exemplo, o protocolo de bloqueio em duas fases estrito. Lembremos que um plano restrito não permite que uma transação leia ou grave um item, a menos que a transação que gravou o item por último tenha sido efetivada (ou abortada e revertida). Entretanto, deadlocks podem ocorrer no bloqueio em duas fases estrito, exigindo, assim, abortar e UNDO (desfazer) as transações. Para um plano restrito, UNDO (desfazer) uma operação implica retornar o antigo valor ao item (BFIM).

PROCEDIMENTO `RIU_M`

1. Usar duas listas de transações mantidas pelo sistema: a das transações efetivadas desde o último *checkpoint* e a das transações ativas.
2. Desfazer todas as operações `escrever_item` feitas pelas transações *ativas*(não-efetivadas), usando o procedimento UNDO. As operações deverão ser desfeitas na ordem inversa em que elas foram gravadas no *log*.
3. Refazer todas as operações `escrever_item` das transações *efetivadas* do *log* na seqüência em que elas foram escritas dentro do *log*.

Conforme vimos na Seção 19.2.2, o passo 3 será mais eficiente se for iniciado no *fim do log* e refizer apenas *a última atualização de cada item* X. Sempre que um item for refeito, ele será adicionado à lista de itens refeitos, portanto, não será refeito novamente. Um procedimento similar pode ser planejado para melhorar a eficiência do passo 2.

19.4 Paginação *Shadow* (Sombra)

Este esquema de recuperação não necessita de um *log* quando em ambiente monousuário. Em um ambiente multiusuário, um *log* pode ser necessário para o método de controle de concorrência. A paginação *shadow* considera que o banco de dados é composto por um número de páginas de tamanho fixo (ou blocos de disco) — digamos, *n* — para propósito de recuperação. Um **catálogo** com *n* entradas[5] é construído, no qual a $i^{-ésima}$ entrada aponta para a $i^{-ésima}$ página do banco de dados em disco. Se não for muito grande, o catálogo será mantido na memória principal, e todas as referências — de leitura ou gravação — para as páginas do banco de dados passarão por ele. Quando se inicia uma transação, o **catálogo corrente** — cujas entradas apontam para as mais recentes ou correntes páginas em disco — é copiado em um **catálogo *shadow***. O catálogo *shadow* é, então, salvo no disco, enquanto o catálogo corrente é usado pela transação.

Durante a execução da transação, o catálogo *shadow nunca* é modificado. Quando uma operação `escrever_item` for executada, uma nova cópia da página modificada do banco de dados será criada, mas a cópia antiga dessa página *não será sobrescrita*. Ao contrário, a nova página será escrita em outro lugar — em algum bloco de disco ainda não usado. A entrada do catálogo corrente será modificada para apontar o novo bloco de disco, enquanto o catálogo *shadow* não será modificado e continuará apontando para o bloco de disco antigo não modificado. A Figura 19.5 ilustra os conceitos de catálogos *shadow* e corrente. Para páginas atualizadas pela transação, serão mantidas duas versões. A versão antiga é referida pelo catálogo *shadow*; a nova versão, pelo catálogo corrente.

---

5 O catálogo é similar à **tabela de páginas** mantida pelo sistema operacional para cada processo.

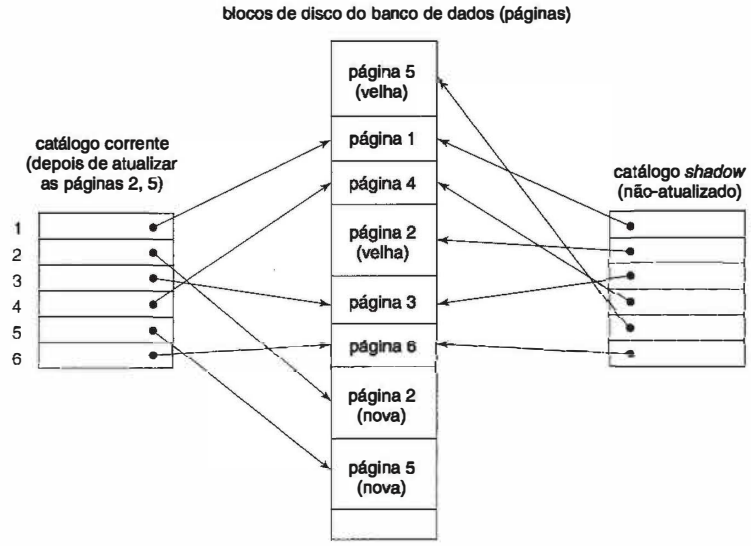


FIGURA 19.5 Um exemplo de paginação *shadow*.

Para se recuperar de uma falha durante a execução de uma transação, será suficiente livrar-se das páginas modificadas do banco de dados e descartar o catálogo corrente. O estado do banco de dados antes da execução da transação está totalmente disponível no catálogo *shadow*, e esse estado será recuperado pela reinstalação do catálogo *shadow*. O banco de dados retornará, assim, ao estado anterior ao da transação que estava executando quando ocorreu a falha, e quaisquer páginas modificadas são descartadas. Efetivar uma transação corresponde a descartar o catálogo *shadow* anterior. Uma vez que a recuperação não envolve desfazer nem refazer itens de dado, essa técnica pode ser categorizada como uma técnica NO-UNDO/NO-REDO para recuperação.

Em um ambiente multiusuário com transações concorrentes, os *logs* e os *checkpoints* devem ser incorporados às técnicas de paginação *shadow*. Uma desvantagem da paginação *shadow* é que as páginas em atualização do banco de dados mudam de localização no disco, tornando difícil manter páginas relacionadas juntas no disco sem dispor de estratégias complexas para o gerenciamento de armazenamento. Além disso, se o catálogo for grande, o tempo despendido pelo sistema operacional (*overhead*) para gravar catálogos *shadow* no disco, quando as transações forem efetivadas, é significativo. Uma complicação adicional é como manipular o **lixo** quando uma transação for efetivada. As páginas com referências antigas no catálogo *shadow* que tenham sido atualizadas devem ser liberadas e adicionadas a uma lista de páginas liberadas, para uso posterior. Essas páginas não serão mais necessárias depois que a transação for efetivada. Outra questão é que uma operação, para migrar entre os catálogos corrente e *shadow*, deverá ser implementada como operação atômica.

19.5 O Algoritmo de Recuperação ARIES

Descreveremos, agora, o algoritmo ARIES como um exemplo de algoritmo de recuperação usado em sistemas de banco de dados. ARIES usa uma abordagem roubada/não-forçada (*steal/no-force*) para gravação e está baseado em três conceitos: (1) registro adiantado em log (*write-ahead logging*), (2) repetição de histórico durante o refazer e (3) mudanças do *log* durante o desfazer. Já discutimos o registro adiantado no *log* na Seção 19.1.3. O segundo conceito, **repetição de histórico**, significa que o ARIES refaz todas as ações tomadas pelo sistema de banco de dados antes da queda para reconstruir seu estado *quando a queda ocorreu*. Transações que não foram efetivadas em tempo de queda (transações ativas) são desfeitas. O terceiro conceito, **usando *log* durante desfazer**, evitará que o ARIES torne a desfazer operações já desfeitas, caso ocorra uma falha durante a recuperação, com conseqüente reinício do processo de recuperação.

O procedimento de recuperação ARIES consiste em três passos principais: (1) análise, (2) REDO e (3) UNDO. O **passo de análise** identifica as páginas lixo (atualizadas) no buffer[6] e o conjunto das transações ativas no momento da queda. O ponto apropriado no *log*, onde a operação REDO deve começar, também será determinado. É na **fase REDO** que as atualizações são realmente reaplicadas no banco de dados a partir do *log*. Geralmente, a operação REDO é aplicada apenas às transações efetivadas. Entretanto, no ARIES, esse não é o caso. Certas informações no *log* do ARIES fornecerão o ponto de início para REDO, a partir do qual o REDO deverá ser aplicado às operações até que seja alcançado o fim do *log*. Além disso, informações armazenadas pelo ARIES e pelas páginas de dados permitirão ao ARIES determinar se a operação a ser refeita foi, de fato, aplicada ao banco de dados, assim, não precisará ser reaplicada. Logo, *apenas as operações* REDO *realmente necessárias* serão aplicadas durante a recuperação. Finalmente, durante a **fase UNDO**, o *log* será seguido de trás para a frente, e as operações das transações que foram ativadas em tempo de queda serão desfeitas na seqüência contrária. As informações necessárias para que o ARIES execute seu procedimento de recuperação compreendem o *log*, a Tabela de Transações e a Tabela de Páginas Lixo. Além disso, é usado o *checkpoint*. Essas duas tabelas são mantidas pelo gerenciador de transações e gravadas no *log* durante o *checkpoint*.

No ARIES, cada registro de *log* tem um **número de seqüência de *log* (LSN)** associado, que é incrementado repetidamente e indica o endereço do registro de *log* no disco. Cada LSN corresponde a uma *mudança específica* (ação) feita por alguma transação. Além disso, cada página de dado armazenará o LSN do *último registro de log correspondente a uma mudança naquela página*. Um registro de *log* é escrito para as seguintes ações: atualização de uma página (*write*), efetivação de uma transação (*commit*), interrupção de uma transação (*abort*), desfazimento de uma atualização (*undo*) e finalização de uma transação (*end*). A necessidade de incluir as primeiras três ações no *log* tem sido discutida, mas as duas últimas precisam de alguma explicação. Quando uma atualização for desfeita, um *registro de compensação* será escrito no *log*. Quando uma transação for encerrada, seja por efetivação ou por interrupção, um *registro de término* será escrito no *log*.

Campos comuns em todos os tipos de log incluem: (1) o LSN anterior para aquela transação, (2) o ID da transação e (3) o tipo de registro de *log*. O LSN anterior é importante porque ele relaciona os registros de *log* (na seqüência contrária) para cada transação. Para uma ação de atualização (*write*), campos adicionais no registro de *log* incluem: (4) o ID da página para a página que inclui o item, (5) o comprimento do item atualizado, (6) seu deslocamento a partir do início da página, (7) a imagem anterior do item e (8) sua imagem posterior.

Além do *log*, duas tabelas são necessárias para uma recuperação eficiente: a **Tabela de Transações** e a **Tabela de Páginas Lixo**, que são mantidas pelo gerenciador de transações. Quando ocorrer uma queda, essas tabelas serão reconstruídas na fase de análise da recuperação. A Tabela de Transações contém uma entrada para *cada transação ativa*, com informações como o ID da transação, o status da transação e o LSN do registro de *log* mais recente para a transação. A Tabela de Páginas Lixo contém uma entrada para cada página lixo no *buffer*, que inclui o ID da página e o LSN correspondente à atualização mais antiga para aquela página.

O **checkpoint** em ARIES consiste do seguinte: (1) escrever um registro de `begin_checkpoint` no *log*, (2) escrever um registro de `end_checkpoint` no *log* e (3) escrever *o* LSN *do* registro de begin_checkpoint em um arquivo especial. Esse arquivo especial é acessado durante a recuperação para localizar a última informação de *checkpoint*. Com o registro de `end_checkpoint`, o conteúdo da Tabela de Transações e da Tabela de Páginas Lixo será adicionado ao fim do *log*. A fim de reduzir o custo é usado o **fuzzy checkpoint** (ponto de controle indistinto), para que o SGBD possa continuar a executar transações durante a confecção do *checkpoint* (Seção 19.1.4). Além disso, os conteúdos do *cache* do SGBD não foram expelidos para o disco durante o *checkpoint*, uma vez que a Tabela de Transações e a Tabela de Páginas Lixo — que serão adicionadas ao *log* no disco — contêm as informações necessárias para a recuperação. Observe que, se ocorrer uma queda durante a confecção do *checkpoint*, o arquivo especial irá se referir ao *checkpoint* anterior, que será usado na recuperação.

Após uma queda, o gerenciador de recuperação ARIES obterá o controle. As informações do último *checkpoint* serão acessadas primeiro, por meio do arquivo especial. A **fase de análise** inicia o registro `begin_checkpoint` e avança para o fim do *log*. Quando o registro `end_checkpoint` for encontrado, a Tabela de Transações e a Tabela de Páginas Lixo serão acessadas (lembre-se de que essas tabelas foram escritas no *log* durante o *checkpoint*). Durante a análise, o registro de *log* que está sendo estudado poderá causar modificações nessas duas tabelas. Por exemplo, se um registro de término do *log* for encontrado para uma transação *T* da Tabela de Transações, então a entrada para *T* será removida dessa tabela. Se algum outro tipo de registro for encontrado no *log* para uma transação *T'*, então uma entrada para *T'* será inserida na Tabela de Transações, se já não estiver presente, e o último campo LSN será modificado. Se o registro de *log* corresponder a uma mudança na página *P*, então seria feita uma entrada para a página *P* (se ainda não estiver presente na tabela), e o campo LSN associado seria modificado. Quando a fase de análise estiver completa, as informações necessárias para REDO e UNDO terão sido compiladas nas tabelas.

---

6 Os *buffers* podem ser perdidos durante uma queda, uma vez que estão na memória principal. Tabelas adicionais armazenadas no *log* durante o *checkpoint* (Tabela de Páginas Lixo, Tabela de Transações) permitem ao ARIES identificar essas informações.

Segue a **fase REDO**. Para reduzir o trabalho desnecessário, o ARIES começa refazendo a partir do ponto do *log* onde ele sabe (com toda a certeza) que as mudanças anteriores para as páginas lixo *já foram aplicadas ao banco de dados em disco*. Ele poderá determinar isso encontrando o menor LSN, M, de todas as páginas lixo da Tabela de Páginas Lixo, o que indicará a posição de *log* onde o ARIES deve começar a fase REDO. Quaisquer mudanças relativas a LSN < M, para transações de REDO, já foram propagadas para o disco, ou já foram sobrescritas no *buffer*; de outro modo, essas páginas lixo, com esse tipo de LSN, estariam no *buffer* (e na Tabela de Páginas Lixo). Assim, o REDO inicia no registro de *log* com LSN = M, examinando a partir daí até o fim do *log*. Para cada mudança registrada no *log*, o algoritmo REDO verificará se a mudança deverá ou não ser reaplicada. Por exemplo, se uma mudança registrada no *log* pertencer à página *P* que não está na Tabela de Páginas Lixo, então essa mudança já estará no disco e não precisará ser reaplicada. Ou, se uma mudança registrada no *log* (digamos, com LSN = *N*) pertencer à página *P*, e a Tabela de Páginas Lixo contiver uma entrada para *P* com LSN maior que *N*, então a mudança já estará presente. Se nenhuma dessas duas condições existir, a página *P* será lida do disco e o LSN armazenado nessa página, LSN(*P*), será comparado com *N*. Se *N* < LSN(*P*), então a mudança foi aplicada e a página não necessitará ser regravada no disco.

Uma vez terminada a fase de REDO, o banco de dados estará exatamente no estado em que ele estava quando a queda ocorreu. O conjunto das transações ativas — chamado **undo_set** — foi identificado na Tabela de Transações durante a fase de análise. Assim, a **fase UNDO** continua examinando o log de trás para a frente e desfazendo as ações apropriadas. Um registro de *log* de compensação será gravado para cada uma das ações desfeitas. O UNDO lerá os registros anteriores do *log* até que cada ação do conjunto de transações no undo_set tenha sido desfeita. Ao final, o processo de recuperação estará encerrado e o processamento normal poderá ser reiniciado.

Considere o exemplo de recuperação mostrado na Figura 19.6. Há três transações: T_1, T_2 e T_3. T_1 atualiza a página C, T_2 atualiza as páginas B e C, e T_3 atualiza a página A. A Figura 19.6a mostra os conteúdos parciais do *log* e a Figura19.6b mostra os conteúdos da Tabela de Transações e da Tabela de Páginas Lixo. Agora suponha que ocorra uma queda nesse ponto.

(a)

LSN	ÚLTIMO_LSN	ID_TRAN	TIPO	ID_PÁGINA	OUTRA INFORMAÇÃO
1	0	T1	update	C	...
2	0	T2	update	B	...
3	1	T1	commit		...
4	início checkpoint				
5	fim checkpoint				
6	0	T3	update	A	...
7	2	T2	update	C	...
8	7	T2	commit		...

(b)

TABELA DE TRANSAÇÕES

ID_TRANSAÇÃO	ÚLTIMO LSN	STATUS
T1	3	commit
T2	2	em progresso

TABELA DE PÁGINAS LIXO

ID_PÁGINA	LSN
C	1
B	2

(c)

TABELA DE TRANSAÇÕES

ID_TRANSAÇÃO	ÚLTIMO LSN	STATUS
T1	3	commit
T2	8	commit
T3	6	em progresso

TABELA DE PÁGINAS LIXO

ID_PÁGINA	LSN
C	1
B	2
A	6

FIGURA 19.6 Um exemplo de recuperação em ARIES. (a) O *log* no ponto de queda do sistema. (b) As Tabelas de Transações e de Páginas Lixo no instante do *checkpoint*. (c) As Tabelas de Transações e de Páginas Lixo depois da fase de análise.

Uma vez que um *checkpoint* tenha ocorrido, o endereço do registro associado ao `begin_checkpoint` será recuperado — e sua localização é 4. A fase de análise inicia-se na localização 4 até alcançar o fim. O registro `end_checkpoint` deverá conter a Tabela de Transações e a Tabela de Páginas Lixo, na Figura 19.6b, e a fase de análise reconstruirá, mais adiante, essas tabelas. Quando a fase de análise encontrar o registro 6 de *log*, uma nova entrada para a transação T_3 será feita na Tabela de Transações, e uma nova entrada para a página *A* será feita na Tabela de Páginas Lixo. Depois que o registro 8 do *log* for analisado, o status da transação T_2 será mudado para efetivado na Tabela de Transações. A Figura 19.6c mostra as duas tabelas depois da fase de análise.

Para a fase REDO, o menor LSN na Tabela de Páginas Lixo é 1. Portanto, o REDO iniciará no registro 1 do *log* e continuará com o REDO de atualizações. Os LSNs {1, 2, 6, 7} correspondentes às atualizações para as páginas C, *B*, *A* e C, respectivamente,

não são menores que os LSNs daquelas páginas (como mostrado na Tabela de Página Lixo). Assim, aquelas páginas de dados serão lidas novamente e as atualizações do *log*, reaplicadas (assumindo que os LSNs reais armazenados naquelas páginas de dado são menores que a entrada de *log* correspondente). Nesse ponto, a fase REDO será encerrada e terá início a fase UNDO. Da Tabela de Transações (Figura 19.6c), o UNDO será aplicado apenas na transação T_3 ativa. A fase UNDO se inicia na entrada 6 do log (a última atualização de T_3) e segue para trás no log. A seqüência de atualizações para a transação T_3 (apenas o registro 6 do *log*, neste exemplo) será seguida e desfeita.

19.6 Recuperação em Sistemas de Bancos de Dados Múltiplos

Até aqui assumimos implicitamente que uma transação acessa um único banco de dados. Em alguns casos, uma única transação, chamada **transação multibanco de dados**, pode exigir acesso a diversos bancos de dados. Esses bancos de dados podem, ainda, estar armazenados em diferentes tipos de SGBDs; por exemplo, alguns SGBDs podem ser relacionais, enquanto outros são orientados a objetos, hierárquicos ou SGBDs em rede. Nesse caso, cada SGBD envolvido na transação multibanco de dados pode ter sua própria técnica de recuperação, e o gerenciador de transação separa este dos outros SGBDs. Essa situação é similar ao sistema de gerenciamento de banco de dados distribuídos (Capítulo 25), no qual partes do banco de dados residem em diferentes locais, conectados por uma rede de comunicação.

Para manter a atomicidade de uma transação em um multibanco de dados, é necessário ter um mecanismo de recuperação em dois níveis. Um **gerenciador de recuperação global**, ou **coordenador**, será necessário para manter as informações exigidas para a recuperação, além dos gerenciadores de recuperação locais e das informações mantidas por eles (*log*, tabelas). O coordenador geralmente segue um protocolo chamado **protocolo de efetivação em duas fases**, cujas duas fases podem ser definidas assim:

- **Fase 1**: Quando todos os bancos de dados participantes sinalizarem ao coordenador que sua parte na transação multibanco foi concluída, o coordenador envia uma mensagem 'preparar para efetivar' a fim de preparar cada participante para a efetivação da transação. Cada banco de dados participante que receber essa mensagem forçará a gravação de todos os registros de *log*, bem como as informações necessárias para a recuperação local para o disco e, então, enviará um sinal de 'pronto para efetivar' ou 'OK' ao coordenador. Se a gravação forçada no disco falhar, ou se a transação local não puder ser efetivada por alguma razão, o banco de dados participante envia um sinal 'não pode efetivar' ou 'não OK' ao coordenador. Se o coordenador não receber uma resposta de um dos bancos de dados dentro de um certo intervalo de tempo, ele assumirá um 'não OK' como resposta.
- **Fase 2**: Se *todos* os bancos de dados participantes responderem 'OK' e o voto do coordenador também for um 'OK', a transação será bem-sucedida, e o coordenador envia um sinal 'efetivar' para a transação dos bancos de dados participantes. Como todos os efeitos locais da transação e as informações necessárias para recuperação local foram registrados nos *logs* dos bancos de dados participantes, a recuperação de falhas é possível. Cada banco de dados participante completa a efetivação da transação escrevendo uma entrada [efetivar] para a transação no *log* e, se necessário, atualizando permanentemente o banco de dados. De outro modo, se um ou mais dos bancos de dados participantes, ou se o coordenador optar por um 'não OK' como resposta, a transação falhará e o coordenador enviará uma mensagem para 'reverter' ou DESFAZER o efeito local da transação para cada banco de dados participante. Esse procedimento é feito desfazendo as operações de transação por meio do log.

O efeito em rede do protocolo de efetivação em duas fases consiste em que todos os bancos de dados participantes efetivem a transação, ou nenhum deles o faça. No caso de algum dos participantes — ou o coordenador — falhar, é sempre possível recuperar de um estado onde a transação possa ser efetivada ou revertida. Uma falha durante, ou anterior, a Fase 1 geralmente requer que as transações sejam revertidas, enquanto uma falha durante a Fase 2 significa que uma transação bem-sucedida pode ser recuperada e efetivada.

19.7 Backup de Banco de Dados e Recuperação em Falhas Catastróficas

Até aqui, todas as técnicas vistas se aplicam a falhas não catastróficas. Foi feita uma suposição fundamental: que o *log* do sistema seja mantido no disco e não seja perdido como resultado da falha. Analogamente, o catálogo *shadow* deve estar armazenado em disco para permitir a recuperação se a paginação *shadow* estiver sendo usada. As técnicas de recuperação que temos

discutido usam as entradas no *log* do sistema ou o catálogo *shadow* para se recuperar de falhas, trazendo o banco de dados de volta a um estado consistente.

O gerenciador de recuperação de um SGBD deverá também estar equipado para manipular falhas catastróficas, tais como quebras de disco. A principal técnica usada nesses casos é a de **backup do banco de dados**. Todo o banco de dados e seu *log* são periodicamente copiados para uma meio de armazenamento barato, como as fitas magnéticas. No caso de uma falha catastrófica do sistema, a última cópia de backup poderá ser recarregada, da fita para o disco, e o sistema poderá ser reiniciado.

Para evitar a perda dos efeitos das transações executadas desde o último backup, é comum salvar o *log* do sistema em intervalos menores que o usado no backup total do banco de dados, copiando-o periodicamente para a fita magnética. O *log* do sistema é, em geral, substancialmente menor que o próprio banco de dados e pode, portanto, ser copiado mais freqüentemente. Com isso, os usuários não perdem todas as transações que executaram desde o último backup do banco de dados. Todas as transações efetivadas registradas na porção do *log* de sistema que tenham sido copiadas para uma fita poderão ter seus efeitos refeitos no banco de dados. Um novo *log* será iniciado depois de cada backup do banco de dados. Portanto, para se recuperar de uma perda de disco, o banco de dados deverá ser, primeiro, recriado a partir do último backup em fita. A seguir, todas as transações efetivadas, cujas operações tenham sido registradas nas cópias backup do *log* do sistema, serão reconstruídas.

19.8 Resumo

Neste capítulo discutimos as técnicas para recuperação de falhas de transação. O objetivo principal da recuperação é garantir a atomicidade de uma transação. Se uma transação falhar antes de completar sua execução, o mecanismo de recuperação deve garantir que ela não tenha efeitos duradouros no banco de dados. Fizemos, primeiro, um esboço informal do processo de recuperação e, depois, discutimos os conceitos para recuperação, que incluíram uma discussão de memória *cache*, atualização local *versus shadowing*, imagem anterior e posterior de um item de dado, operações de recuperação UNDO *versus* REDO, políticas roubada/não-roubada (*steal/no-steal*) e forçada/não-forçada (*force/no-force*), confecção de checkpoint do sistema e protocolo para registro adiantado no *log*.

Em seguida discutimos duas abordagens diferentes para recuperação: atualização adiada e atualização imediata. As técnicas de atualização adiada adiam qualquer atualização real do banco de dados em disco até que a transação alcance seu ponto de efetivação. A transação força a gravação do *log* no disco antes de registrar as atualizações no banco de dados. Essa abordagem, quando usada com certos métodos de controle de concorrência, é planejada para nunca exigir que uma transação seja revertida, e a recuperação consiste, simplesmente, em refazer, a partir do *log*, as operações das transações efetivadas depois do último *checkpoint*. A desvantagem é que pode ser necessário muito espaço para o *buffer*, uma vez que as atualizações são mantidas nos *buffers* e não são aplicadas no disco até que a transação seja efetivada. Atualização adiada pode levar a um algoritmo de recuperação conhecido como NO-UNDO/REDO. Técnicas de atualização imediata podem aplicar mudanças no banco de dados em disco antes que a transação alcance uma conclusão bem-sucedida. Qualquer mudança aplicada no banco de dados deve, primeiro, ser registrada no *log*, e sua gravação forçada no disco; assim, se necessário, essas operações poderão ser desfeitas. Também demos uma visão de um algoritmo de recuperação com atualização imediata, conhecido por UNDO/REDO. Um outro algoritmo, conhecido por UNDO/NO-REDO, também pode ser desenvolvido para atualização imediata, se todas as ações da transação forem registradas no banco de dados antes que ela seja efetivada.

Discutimos a técnica de paginação *shadow* para recuperação, que mantém o controle das páginas do banco de dados usando um catálogo *shadow*. Essa técnica, que é classificada como NO-UNDO/NO-REDO, não exige um *log* nos sistemas monousuários, mas necessita dele em sistemas multiusuários. Também apresentamos ARIES, um esquema específico de recuperação usado em alguns dos produtos de banco de dados relacionais da IBM. Depois, discutimos o protocolo de efetivação em duas fases, que é usado para recuperação de falhas envolvendo transações em bancos de dados múltiplos. Finalmente, vimos recuperação em falhas catastróficas, que normalmente é feita copiando-se o banco de dados e o *log* para uma fita. O *log* pode ser copiado com maior freqüência que o banco de dados, e o backup do *log* pode ser usado para refazer as operações a partir do último backup do banco de dados.

Questões para Revisão

19.1. Discuta os diferentes tipos de falhas de transação. O que se entende por falha catastrófica?

19.2. Discuta as ações tomadas pelas operações `ler_item` e `escrever_item` em um banco de dados.

19.3. (*Revisão do Capítulo 17*) Para que é usado o *log* de sistema? Quais são as entradas típicas de um *log* de sistema? O que são *checkpoints* e por que eles são importantes? O que são os pontos de efetivação e por que eles são importantes?

19.4. Como as técnicas de *bufferização* e *cache* são usadas pelo subsistema de recuperação?

19.5. O que é imagem anterior (BFIM) e imagem posterior (AFIM) de um item de dado? Qual é a diferença entre atualização local e *shadowing* com respeito às manipulações das BFIM e AFIM?
19.6. O que são as entradas de *log* do tipo UNDO e REDO?
19.7. Descreva o protocolo de registro adiantado em *log*.
19.8. Identifique três listas de transações que normalmente são mantidas pelo subsistema de recuperação.
19.9. O que se entende por reversão (*rollback*) de transação? O que se entende por reversão (*rollback*) em cascata? Por que os métodos práticos de recuperação usam protocolos que não permitem reversão em cascata? Quais dentre as técnicas de recuperação não exigem nenhuma reversão?
19.10. Discuta as operações UNDO e REDO e as técnicas de recuperação que cada uma usa.
19.11. Discuta a técnica de recuperação com atualização adiada. Quais são as vantagens e as desvantagens dessa técnica? Por que ela é chamada método NO-UNDO/REDO?
19.12. Como pode ser tratada a recuperação de operações de uma transação que não afeta o banco de dados, como uma transação para a impressão de relatório?
19.13. Discuta a técnica de recuperação por atualização imediata em ambos os ambientes, monousuário e multiusuário. Quais são as vantagens e as desvantagens da atualização imediata?
19.14. Qual é a diferença entre os algoritmos para recuperação UNDO/REDO e UNDO/NO-REDO com atualização imediata? Desenvolva um esboço para um algoritmo UNDO/NO-REDO.
19.15. Descreva a técnica de recuperação de paginação *shadow*. Sob quais circunstâncias ela não requer um *log*?
19.16. Descreva as três fases do método de recuperação ARIES.
19.17. O que são os números de seqüência de *log* (LSNs) em ARIES? Como eles são usados? Quais informações contêm a Tabela de Páginas Lixo e a Tabela de Transações? Descreva como o *fuzzy checkpointing* é usado em ARIES.
19.18. O que significam os termos roubada/não-roubada (*steal/no-steal*) e forçada/não-forçada (*force/no-force*) com respeito ao gerenciador de *buffer* no processamento de transações?
19.19. Descreva o protocolo de efetivação em duas fases para transações em bancos de dados múltiplos.
19.20. Discuta como é o tratamento para recuperação de falhas catastróficas.

Exercícios

19.21. Suponha que haja uma queda no sistema antes que a entrada [`ler_item, T3, A`] seja escrita no *log* da Figura 19.1b. Fará alguma diferença no processo de recuperação?
19.22. Suponha que o sistema caia antes que a entrada [`escrever_item, T2, D, 25, 26`] seja gravada no *log* da Figura 19.1b. Fará alguma diferença no processo de recuperação?
19.23. A Figura 19.7 mostra o *log* correspondente a determinado plano, para quatro transações T_1, T_2, T_3 e T_4, no ponto da queda do sistema. Suponha que usemos o *protocolo de atualização imediata* com *checkpoint*. Descreva o processo para recuperação da queda do sistema. Especifique quais transações serão revertidas, quais operações do log serão refeitas e quais (se houver) serão desfeitas, e se poderá ocorrer alguma reversão em cascata.
19.24. Suponha que usemos o protocolo de atualização adiada do exemplo da Figura 19.7. Mostre como o *log* seria, com a atualização adiada, após a remoção das entradas desnecessárias do *log*; depois, descreva o processo de recuperação usando seu *log* modificado. Suponha que apenas as operações REDO sejam aplicadas e especifique quais operações no *log* serão refeitas e quais serão ignoradas.
19.25. Como o registro de *checkpoint* no ARIES difere do *checkpoint* descrito na Seção 19.1.4?
19.26. Como o uso dos números de seqüência de *log* do ARIES reduzem a quantidade de trabalho REDO na recuperação? Ilustre com um exemplo usando as informações mostradas na Figura 19.6. Você pode fazer suas próprias suposições, como quando uma página deverá ser gravada em disco.
19.27. Quais implicações teria uma política de gerenciamento não-roubada/forçada (*no-steal/force*) de *buffer* para a confecção do *checkpoint* e da recuperação?

Escolha a resposta correta para cada uma das seguintes questões de múltipla escolha:

19.28. O *log* incremental com atualização adiada implica que o sistema de recuperação deva, necessariamente
a. armazenar o valor antigo do item atualizado no *log*.
b. armazenar o valor novo do item atualizado no *log*.
c. armazenar ambos os valores do item, o antigo e o novo, no *log*.
d. armazenar apenas os registros de Início da Transação e da Efetivação da Transação no *log*.

[inicia_transacao, T_1]
[ler_item, T_1, A]
[ler_item, T_1,D]
[escrever_item, T_1,*D*, 20, 25]
[confirma, T_1]
[checkpoint]
[inicia_transacao, T_2]
[ler_item, T_2,*B*]
[escrever_item, T_2, *B*, 12, 18]
[inicia_transacao, T_4]
[ler_item, T_4,*D*]
[escrever_item, T_4, *D*, 25, 15]
[inicia_transacao, T_3]
[escrever_item, T_3, *C*, 30, 40]
[ler_item, T_4, *A*]
[escrever_item, T_4, *A*, 30, 20]
[confirma, T_4]
[ler_item, T_2, *D*]
[escrever_item, T_2, *D*, 15, 25] ← queda do sistema

FIGURA 19.7 Um plano de execução exemplo e seu *log* correspondente.

19.29. O protocolo registro adiantado em log (*write-ahead logging* — WAL) significa simplesmente que
   a. gravação de um item de dado seria feita antes de qualquer operação de *log*.
   b. o registro em *log* de uma operação seria gravado antes do dado propriamente dito.
   c. todos os registros de *log* seriam gravados antes que uma nova transação inicie sua execução.
   d. o *log* não precisaria nunca ser gravado no disco.

19.30. No caso da transação falhar sob um esquema de *log* incremental de atualização adiada, qual das seguintes opções seria necessária:
   a. uma operação desfazer.
   b. uma operação refazer.
   c. uma operação desfazer e refazer.
   d. nenhuma acima.

19.31. Para um *log* incremental com atualizações imediatas, um registro de *log* em uma transação poderia conter:
   a. um nome de transação, nome do item de dado, valor antigo do item, valor novo do item.
   b. um nome de transação, nome do item de dado, valor antigo do item.
   c. um nome de transação, nome do item de dado, valor novo do item.
   d. um nome de transação e um nome do item de dado.

19.32. Para comportamento correto durante a recuperação, as operações desfazer e refazer devem ser
   a. comutativas.
   b. associativas.
   c. potencialemente idênticas.
   d. distributivas.

19.33. Quando ocorre uma falha, o *log* é consultado e cada operação será desfeita ou refeita. Isso porque
   a. a pesquisa no *log* completo consome muito tempo.
   b. alguns dos 'refazer' são desnecessários.
   c. (a) e (b) estão corretos.
   d. nenhuma acima.

19.34. Quando se usa algum esquema de recuperação baseado em *log*, pode-se melhorar o desempenho da execução e implementar um mecanismo de recuperação
   a. escrevendo os registros de *log* no disco quando cada transação for efetivada.
   b. escrevendo os registros apropriados de *log* no disco durante a execução da transação.
   c. esperando para escrever os registros de *log* quando diversas transações forem efetivadas e escrevê-los em lote.
   d. nunca escrever os registros de *log* no disco.

19.35. Há possibilidade de reversão (*rollback*) em cascata quando
   a. uma transação grava itens que tenham sido gravados apenas por uma transação efetivada.
   b. uma transação grava um item que já foi previamente gravado por uma transação não-efetivada.

c. uma transação lê um item que foi previamente gravado por uma transação não-efetivada.
d. ambos (b) e (c).

19.36. Para enfrentar falhas de mídia (disco), é necessário
a. o SGBD executar transações apenas em um ambiente monousuário.
b. manter uma cópia redundante do banco de dados.
c. nunca abortar uma transação.
d. todas acima.

19.37. Se uma abordagem *shadowing* for usada para gravar um item de dado de volta no disco, então
a. o item será gravado no disco apenas depois que a transação for efetivada.
b. o item será gravado em uma localização diferente do disco.
c. o item será gravado no disco antes da transação ser efetivada.
d. o item será gravado na mesma localização do disco da qual ele foi lido.

Bibliografia Selecionada

Os livros de Bernstein *et al.* (1987) e Papadimitriou (1986) são dedicados à teoria e aos princípios de controle de concorrência e recuperação. O livro de Gray e Reuter (1993) é um compêndio sobre controle de concorrência, recuperação e outras opções sobre processamento de transações.

Verhofstad (1978) apresenta um tutorial e uma pesquisa sobre as técnicas de recuperação em sistemas de banco de dados. Algoritmos de categorização UNDO/REDO, baseados em suas características, são discutidos em Haerder e Reuter (1983) e em Bernstein *et al.* (1983). Gray (1978) discute recuperação e outros aspectos de implementação entre sistemas operacionais e implementação de banco de dados. A técnica de paginação *shadowing* é discutida em Lorie (1977), Verhofstad (1978) e Reuter (1980). Gray *et al.* (1981) discutem o mecanismo de recuperação no SYSTEM R. Lockeman e Knutsen (1968), Davies (1972) e Bjork (1973) são alguns dos primeiros autores que discutem recuperação. Chandy *et al.* (1975) discutem reversão de (*rollback*) transação. Lilien e Bhargava (1985) discutem o conceito de bloco de integridade e seu uso para melhorar a eficiência da recuperação.

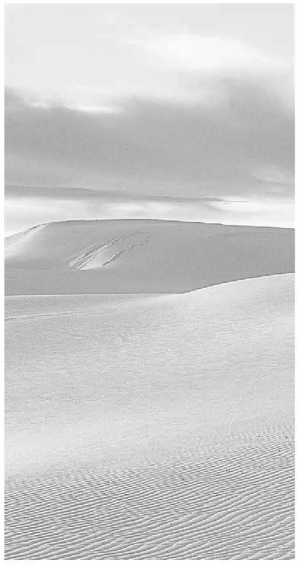
Recuperação usando registro adiantado em *log* (*write-ahead logging*) é analisado em Jhingran e Khedkar (1992) e é usado no sistema ARIES (Mohan *et al.*, 1992a). Um trabalho recente em recuperação engloba transações de compensação (Korth *et al.*, 1990) e recuperação de banco de dados da memória principal (Kumar, 1991). Os algoritmos de recuperação ARIES (Mohan *et al.*, 1992) têm tido muito sucesso na prática. Franklin *et al.* (1992) discutem recuperação no sistema EXODUS. Dois livros recentes, de Kumar e Hsu (1998) e Kumar e Son (1998), analisam recuperação em detalhes e descrevem métodos de recuperação usados em diversos produtos existentes de banco de dados relacional.

Página em branco

6

Bancos de Dados de Objetos e Objeto-Relacionais

Página em branco



20

Conceitos para Bancos de Dados de Objetos

Neste capítulo e no próximo serão abordados modelos e sistemas de bancos de dados orientados a objetos.[1] Modelos de dados e sistemas tradicionais, como relacional, rede e hierárquico, foram muito bem-sucedidos no desenvolvimento da tecnologia de banco de dados necessária para a maioria das aplicações convencionais de bancos de dados comerciais. Entretanto, eles têm algumas limitações quando aplicações de bancos de dados mais complexas devem ser projetadas e implementadas — como, por exemplo, bancos de dados para projetos de engenharia e manufatura (CAD/CAM e CIM[2]), experimentos científicos, telecomunicações, sistemas de informações geográficas e multimídia.[3] Essas novas aplicações têm requisitos e características que as diferenciam das tradicionais aplicações comerciais, como estruturas complexas para objetos, transações de longa duração, novos tipos de dados para armazenamento de imagens ou textos longos, e a necessidade de se definir operações não convencionais específicas da aplicação. Os bancos de dados orientados a objetos foram propostos para atender às necessidades dessas aplicações mais complexas. A abordagem orientada a objetos oferece a flexibilidade para lidar com alguns desses requisitos sem estar limitada pelos tipos de dados e linguagens de consulta disponíveis em sistemas de bancos de dados tradicionais. Uma característica-chave dos bancos de dados orientados a objetos é o poder dado ao projetista para especificar tanto a *estrutura* de objetos complexos quanto as *operações* que podem ser aplicadas a esses objetos.

Uma outra razão para a criação de bancos de dados orientados a objetos é o uso crescente de linguagens de programação orientadas a objetos no desenvolvimento de aplicações de software. Os bancos de dados vêm se tornando componentes fundamentais em muitos sistemas de software, e os bancos de dados tradicionais são difíceis de ser utilizados em aplicações de software que são desenvolvidas em uma linguagem de programação orientada a objetos, como C++, SMALLTALK ou JAVA. Bancos de dados orientados a objetos são projetados de modo que possam ser diretamente — ou *de maneira unificada* — integrados com o software que está sendo desenvolvido e que utiliza linguagens de programação orientadas a objetos.

A necessidade de características adicionais na modelagem de dados também tem sido reconhecida por fornecedores de SGBDs relacionais, e as recentes versões de sistemas relacionais estão incorporando muitas das características que foram propostas para bancos de dados orientados a objetos, o que resultou em sistemas conhecidos como SGBDs *objeto-relacionais* ou *relacionais estendidos* (Capítulo 22). A última versão do padrão SQL para bancos de dados relacionais inclui algumas dessas características.

---

1 Estes bancos de dados são freqüentemente referenciados como **bancos de dados de objetos** e os sistemas como **sistemas gerenciadores de bancos de dados de objetos (SGBDOs)**. Porém, por este capítulo discutir muitos conceitos gerais de orientação a objetos, será utilizado o termo *orientado a objetos* em vez de somente *objeto*.

2 Computer-Aided Design (Projeto Auxiliado por Computador)/Computer-Aided Manufacturing (Fabricação Auxiliada por Computador) e Computer-Integrated Manufacturing (Fabricação Integrada por Computador).

3 Bancos de dados multimídia devem armazenar vários tipos de objetos multimídia, como vídeo, áudio, imagens, gráficos e documentos (Capítulo 24).

Apesar de terem sido criados vários protótipos experimentais e versões comerciais de sistemas de bancos de dados orientados a objetos, eles não foram utilizados em larga escala por causa da popularidade de sistemas de banco de dados relacional e objeto-relacional. Dentre os protótipos experimentais podem-se citar o sistema ORION, desenvolvido na MCC[4]; OPENOODB, na Texas Instruments; o sistema IRIS, nos laboratórios Hewlett-Packard; o sistema ODE, no AT&T Bell Labs[5]; e o projeto ENCORE ObServer, na Universidade de Brown. Os sistemas disponíveis comercialmente incluem o GEMSTONE/OPAL, da GemStone Systems; ONTOS, da Ontos; Objectivity, da Objectivity Inc.; Versant, da Versant Object Technology; ObjectStore, da Object Design; ARDENT, da ARDENT Software[6]; e POET, da POET Software. Eles representam apenas uma lista parcial de protótipos experimentais e sistemas comerciais de bancos de dados orientados a objetos que foram criados.

À medida que os SGBDs comerciais orientados a objetos tornaram-se disponíveis, sentiu-se necessidade de um modelo e uma linguagem padrão. Uma vez que o procedimento formal para aprovação de padrões geralmente demanda alguns anos, um consórcio de fornecedores e usuários de SGBDs orientados a objetos, denominado ODMG,[7] propôs um padrão que é conhecido como padrão ODMG-93, que, desde então, tem sido revisado. Algumas características do padrão ODMG serão descritas no Capítulo 21.

Os bancos de dados orientados a objetos adotaram muitos conceitos que foram desenvolvidos inicialmente para as linguagens de programação orientadas a objetos.[8] Na Seção 20.1 serão examinadas as origens da abordagem orientada a objetos e discutidas suas aplicações em sistemas de bancos de dados. A seguir, nas seções 20.2 a 20.6, serão descritos os principais conceitos utilizados na maioria dos sistemas de bancos de dados orientados a objetos. A Seção 20.2 discute *identidade de objetos*, *estruturas de objetos* e *construtores de tipos*. A Seção 20.3 apresenta os conceitos de *encapsulamento de operações* e a definição de *métodos* como parte da declaração de classes, além de discutir os mecanismos para armazenamento de objetos em bancos de dados, tornando-os *persistentes*. A Seção 20.4 descreve *tipo*, *hierarquias de classes* e *herança* em bancos de dados orientados a objetos e a Seção 20.5 apresenta uma visão geral das questões que surgem quando *objetos complexos* precisam ser representados e armazenados. A Seção 20.6 discute conceitos adicionais, incluindo *polimorfismo*, *sobrecarga de operador*, *acoplamento dinâmico (dynamic binding)*, *herança múltipla e seletiva*, *versionamento* e *configurações* de objetos.

Este capítulo apresenta os conceitos gerais sobre bancos de dados orientados a objetos, enquanto o Capítulo 22 apresentará o padrão ODMG. O leitor poderá abreviar as seções 20.5 e 20.6 se desejar uma introdução menos detalhada deste tópico.

20.1 Visão Geral dos Conceitos de Orientação a Objetos

Esta seção fornece uma rápida visão geral sobre a história e os principais conceitos de bancos de dados orientados a objetos, ou BDOO. Os conceitos de BDOO serão explicados mais detalhadamente nas seções 20.2 a 20.6. O termo *orientado a objetos* — abreviado como OO ou O-O — tem sua origem nas linguagens de programação OO, ou LPOOs. Atualmente, os conceitos OO são aplicados nas áreas de bancos de dados, engenharia de software, bases de conhecimento, inteligência artificial e sistemas computacionais em geral. As LPOOs têm suas raízes na linguagem SIMULA, que foi proposta no final dos anos 60. Na SIMULA, o conceito de uma classe agrupa a estrutura de dados interna de um objeto em uma declaração de classe. Subseqüentemente, os pesquisadores propuseram o conceito de *tipo abstrato de dados*, que oculta as estruturas internas de dados e especifica todas as possíveis operações externas aplicáveis a um objeto, conduzindo ao conceito de *encapsulamento*. A linguagem de programação SMALLTALK, desenvolvida pela Xerox PARC[9] nos anos 70, foi uma das primeiras a incorporar explicitamente conceitos de OO adicionais, como troca de mensagens e herança. Conhecida como linguagem de programação OO *pura*, ela foi explicitamente projetada para ser orientada a objetos, contrapondo-se às linguagens de programação OO *híbridas*, que incorporam conceitos OO em uma linguagem já existente. Um exemplo dessa última é C++, a qual incorpora conceitos OO à popular linguagem de programação C.

Um **objeto** possui, tipicamente, dois componentes: estado (valor) e comportamento (operações). Assim, é similar a uma *variável de programa* em uma linguagem de programação, exceto que geralmente terá uma *estrutura de dados complexa*, bem como *operações específicas* definidas pelo programador.[10] Objetos em uma LPOO existem somente durante a execução do programa e são chamados *objetos transientes*. Um banco de dados OO pode estender a existência de objetos de modo que sejam

4 *Microelectronics and Computer Technology Corporation*, Austin, Texas.
5 Atualmente *Lucent Technologies*.
6 Anteriormente O2, da *O2 Technology*.
7 *Object Database Management Group*. (Grupo de Gerenciamento de Bancos de Dados de Objetos.)
8 Conceitos similares também foram desenvolvidos nas áreas de modelagem semântica de dados e representação do conhecimento.
9 Centro de Pesquisas de Palo Alto — Palo Alto, Califórnia.
10 Objetos possuem muitas outras características, como será discutido no restante deste capítulo.

armazenados de forma permanente; portanto, os objetos continuam após o término do programa, podendo ser posteriormente recuperados e compartilhados por outros programas. Em outras palavras, bancos de dados OO armazenam *objetos persistentes* permanentemente, em memória secundária, permitindo o compartilhamento desses objetos entre vários programas e aplicações. Isso exige incorporar outras características bem conhecidas de sistemas gerenciadores de bancos de dados, como mecanismos de indexação, controle de concorrência e recuperação. Um sistema de banco de dados possui interface com uma ou mais linguagens de programação OO para fornecer as capacidades de objetos persistentes e compartilhados.

Um dos objetivos dos bancos de dados OO é manter a correspondência direta entre objetos do mundo real e do banco de dados, assim esses objetos não perdem sua integridade e identidade e podem ser facilmente identificados e acessados. Então, o banco de dados OO fornece um *identificador do objeto* (OID*), único, gerado pelo sistema para cada objeto. Podemos comparar esta funcionalidade com o modelo relacional, no qual cada relação precisa ter uma chave primária cujo valor identifica cada tupla univocamente. No modelo relacional, se o valor da chave primária é alterado, a tupla terá uma nova identidade, embora ela possa continuar representando o mesmo objeto do mundo real. Alternativamente, um objeto do mundo real pode ter diferentes nomes para atributos-chave em relações diferentes, tornando difícil averiguar quais chaves representam quais objetos (por exemplo, o identificador do objeto pode ser representado como ID_EMP em uma relação e como SSN em outra).

Outra característica do bancos de dados OO é que os objetos podem ter uma *estrutura de objeto* de *complexidade arbitrária*, de forma a conter todas as informações necessárias que descrevem o objeto. Em contrapartida, nos sistemas de bancos de dados tradicionais, a informação sobre objetos complexos é normalmente *distribuída* em várias relações ou registros, levando à perda da correspondência direta entre um objeto do mundo real e sua representação no banco de dados.

A estrutura interna de um objeto nas LPOOs incluem a especificação de **variáveis de instância**, as quais mantêm os valores que definem o estado interno do objeto. Assim, uma variável de instância é semelhante ao conceito de um *atributo* no modelo relacional, exceto que as variáveis de instância podem ser encapsuladas no objeto, não sendo necessariamente visíveis para os usuários externos. As variáveis de instância também podem ser de tipos de dados arbitrariamente complexos. Os sistemas orientados a objetos permitem a definição de operações ou funções (comportamento) que podem ser aplicadas a objetos de um tipo particular. De fato, alguns modelos OO enfatizam que todas as operações que um usuário pode aplicar a um objeto devem ser predefinidas, acarretando um *encapsulamento completo* dos objetos. Essa abordagem rígida foi abrandada na maioria dos modelos de dados OO por várias razões. Primeiro, o usuário do banco de dados normalmente necessita conhecer os nomes dos atributos de modo que possa especificar as condições de seleção sobre os atributos para recuperar objetos específicos. Segundo, o encapsulamento completo acarreta que qualquer simples recuperação requeira uma operação predefinida, tornando as consultas *ad-hoc* difíceis de serem especificadas rapidamente.

Para estimular o encapsulamento, uma operação é definida em duas partes. A primeira, chamada *assinatura* ou *interface* da operação, especifica o nome da operação e os argumentos (ou parâmetros). A segunda, chamada *método* ou *corpo*, especifica a *implementação* da operação. As operações podem ser invocadas pela passagem de uma *mensagem* a um objeto, a qual inclui o nome da operação e os parâmetros. O objeto então executa o método para aquela operação. O encapsulamento permite a modificação da estrutura interna de um objeto, bem como a implementação de suas operações, sem causar distúrbios nos programas externos que invocam essas operações. Assim, o encapsulamento dá suporte a uma forma de independência de dados e operações (Capítulo 2).

Outro conceito-chave em sistemas OO é referente à *herança* e às hierarquias de tipo e classe. Este conceito permite a especificação de novos tipos ou classes que herdam parte de suas estruturas e/ou operações de classes ou tipos previamente definidos. Assim, a especificação de tipos de objetos pode ser realizada sistematicamente. Isso torna mais fácil desenvolver os tipos de dados de um sistema de modo incremental e *reutilizar* definições de tipos na criação de novos tipos de objetos.

Um problema nos primeiros bancos de dados OO envolveu a representação de *relacionamentos* entre objetos. A insistência no encapsulamento completo nos primeiros modelos de dados OO levou ao argumento de que os relacionamentos não deveriam ser explicitamente representados, mas deveriam ser descritos pela definição de métodos apropriados que localizariam os objetos relacionados. Entretanto, essa abordagem não funciona adequadamente para bancos de dados complexos com muitos relacionamentos, porque é interessante identificar esses relacionamentos e torná-los visíveis para os usuários. O padrão ODMG reconheceu essa necessidade e representa explicitamente relacionamentos binários por meio de um par de *referências inversas* — isto é, indicando os OIDs dos objetos relacionados internamente nos objetos, mantendo a integridade referencial, como será visto no Capítulo 21.

Alguns sistemas OO oferecem facilidades para lidar com *múltiplas versões* do mesmo objeto — uma característica que é essencial nas aplicações de projeto e engenharia. Por exemplo, uma versão anterior de um objeto que representa um projeto

* Normalmente representado por OID, derivado do inglês Object Identifier — Identificador de Objeto. (N. de R.T.)

testado e verificado deve ser retida até que uma nova versão seja testada e verificada. Uma nova versão de um objeto complexo pode incluir apenas algumas novas versões de seus objetos componentes, enquanto outros componentes permanecem inalterados. Além de permitir versões, os bancos de dados OO deveriam também permitir a *evolução de esquema*, que ocorre quando as declarações de tipos são modificadas ou quando novos tipos ou relacionamentos são criados. Essas duas características não são específicas dos BDOOs e seria ideal que fossem incluídas em todos os tipos de SGBDs.[11]

Outro conceito OO é a *sobrecarga de operador*, que se refere à propriedade de uma operação de ser aplicada a diferentes tipos de objetos; em tal situação, um *nome de operação* pode se referir a várias *implementações* diferentes dependendo do tipo de objetos aos quais é aplicada. Essa característica é também conhecida como *polimorfismo de operador*. Por exemplo, uma operação para calcular a área de um objeto geométrico pode diferir em seu método (implementação) dependendo se o objeto é um triângulo, círculo ou retângulo. Isso pode exigir o uso de *acoplamento tardio* (*late binding*) do nome da operação com o método apropriado em tempo de execução, quando o tipo do objeto no qual a operação é aplicada torna-se conhecido.

Esta seção deu uma visão geral dos principais conceitos de bancos de dados OO. Nas seções 20.2 a 20.6 esses conceitos serão discutidos com maiores detalhes.

20.2 Identidade de Objeto, Estrutura de Objeto e Construtores de Tipos

Será analisado, nesta seção, inicialmente, o conceito de identidade de objeto e serão apresentadas as operações típicas de estruturação para definir a estrutura do estado de um objeto. Essas operações de estruturação são normalmente chamadas **construtores de tipos**. Elas definem as operações básicas de estruturação de dados que podem ser combinadas para construir estruturas de objetos complexos.

20.2.1 Identidade de Objeto

Um sistema de banco de dados OO fornece uma **identidade única** para cada objeto independente armazenado no banco de dados. Essa identidade única é geralmente implementada por meio de um **identificador de objeto** único gerado pelo sistema, ou **OID**. O valor de um OID não é visível para um usuário externo, mas é utilizado internamente pelo sistema para identificar univocamente cada objeto e para criar e gerenciar referências interobjetos. Quando necessário, o OID pode ser atribuído a variáveis de programa de tipos apropriados.

A principal propriedade exigida de um OID é que ele seja **imutável**, isto é, o valor do OID para um objeto particular não deve ser modificado. Isso preserva a identidade do objeto do mundo real que está sendo representado. Desse modo, um sistema de banco de dados OO deve possuir algum mecanismo para gerar os OIDs e garantir a propriedade da imutabilidade. Também é desejável que cada OID seja utilizado apenas uma vez, ou seja, mesmo que um objeto seja removido do banco de dados, seu OID não deve ser atribuído a outro objeto. Essas duas propriedades determinam que o OID não deve depender de quaisquer valores de atributos do objeto, uma vez que o valor de um atributo pode ser modificado ou corrigido. Também, em geral, é considerado inapropriado basear o OID no endereço físico de armazenamento do objeto porque este endereço pode ser modificado após uma reorganização física do banco de dados. Entretanto, alguns sistemas fazem uso do endereço físico para o OID para melhorar a eficiência da recuperação do objeto. Se o endereço físico do objeto se modifica, um *ponteiro indireto* pode ser colocado no endereço anterior, fornecendo a nova localização física do objeto. É mais comum utilizar inteiros longos como OIDs e depois usar alguma forma de tabela *hash* para mapear o valor do OID para o endereço físico de armazenamento do objeto.

Alguns dos primeiros modelos de dados OO exigiam que tudo — desde um simples valor até um objeto complexo — fosse representado como um objeto, sendo que cada valor básico, como um inteiro, uma cadeia de caracteres ou um valor lógico (Booleano), possuía um OID, permitindo que dois valores básicos tivessem diferentes OIDs, o que podia ser útil em alguns casos. Por exemplo, o valor inteiro 50 podia ser utilizado algumas vezes para representar o peso em quilos e em outras vezes para representar a idade de uma pessoa. Então, dois objetos básicos com OIDs diferentes poderiam ser criados, mas ambos os objetos representariam o valor inteiro 50. Apesar de ser útil como um modelo teórico, não é muito prático porque pode levar à geração de muitos OIDs. Desse modo, a maioria dos sistemas de bancos de dados OO permite a representação tanto de objetos como de **valores**. Cada objeto deve possuir um OID não modificável, enquanto um valor não possui um OID. Dessa forma, um valor normalmente é armazenado em um objeto e *não pode ser referenciado* a partir de outros objetos. Em alguns sistemas, se necessário, valores complexos estruturados também podem ser criados sem possuir um OID correspondente.

---

11 Várias operações de evolução de esquema, como ALTER TABLE, já estão definidas no padrão relacional.

20.2.2. Estrutura de Objeto

Em bancos de dados OO, o estado (valor corrente) de um objeto complexo pode ser construído a partir de outros objetos (ou outros valores) pelo uso de alguns **construtores de tipos**. Um modo formal de representar tais objetos é visualizar cada objeto como uma tripla (i,c,v), na qual i é o *identificador* único *do objeto* (o OID), c é um *construtor de tipo*[12] (ou seja, uma indicação de como o estado do objeto é construído) e v é o estado do objeto (ou *valor corrente*). O modelo de dados normalmente inclui vários construtores de tipos. Os três construtores mais básicos são **atom** (atômico), **tuple** (tupla) e **set** (conjunto). Outros construtores geralmente utilizados são **list**, **bag** e **array**. O construtor atom é utilizado para representar todos os valores atômicos básicos, como inteiros, números reais, cadeias de caracteres, Booleanos e quaisquer outros tipos básicos que o sistema suporte diretamente.

O estado v de um objeto (i,c,v) é interpretado com base no construtor c. Se c = atom, o estado (valor) v é um valor atômico do domínio de valores básicos suportados pelo sistema. Se c = set, o estado v é um *conjunto de identificadores de objetos* $\{i_1, i_2, \ldots, i_n\}$, os quais são OIDs para um conjunto de objetos normalmente do mesmo tipo. Se c = tuple, o estado v é uma tupla da forma $<a_1:i_1, a_2:i_2, \ldots, a_n:i_n>$, em que cada a_j é um nome de atributo[13] e cada i_j é um OID. Se c = list, o valor v é uma lista ordenada $[i_1, i_2, \ldots, i_n]$ de OIDs para objetos do mesmo tipo. Uma lista é similar a um conjunto com exceção de que os OIDs em uma lista estão *ordenados* e, assim, podemos nos referenciar ao primeiro, segundo ou j-ésimo em uma lista. Para c = array, o estado de um objeto é um vetor unidimensional de identificadores de objetos. A principal diferença entre array e list é que uma lista pode conter um número arbitrário de elementos, enquanto um array geralmente tem tamanho máximo. A diferença entre set e bag[14] é que todos os elementos de um set devem ser distintos, enquanto em um bag pode haver elementos duplicados.

Este modelo de objetos permite o aninhamento arbitrário dos tipos set, list, tuple e outros construtores. O estado de um objeto que não seja do tipo atômico (atom) se referirá a outros objetos por seus identificadores de objetos. Assim, o único caso em que um valor real aparece é em *um estado de um objeto do tipo atômico.*[15]

Os construtores de tipos **set**, **list**, **array** e **bag** são chamados **tipos coleção** (ou **tipos empilhados**) para distingui-los dos tipos básicos e dos tipos tuplas. A principal característica de um tipo coleção é que o estado de um objeto será uma *coleção de objetos* que podem ser não ordenados (como um do tipo set ou do tipo bag) ou ordenados (como uma lista ou um array). O construtor de tipo **tupla** é freqüentemente chamado **tipo estruturado**, uma vez que corresponde à construção **struct** nas linguagens de programação C e C++.

EXEMPLO 1: Um objeto complexo

Alguns objetos do banco de dados relacional apresentado na Figura 5.6 serão representados utilizando o modelo proposto, em que um objeto é definido como uma tripla (OID, construtor de tipo, estado) e os construtores de tipos disponíveis são atom, set e tuple. Serão utilizados $i_1, i_2, i_3, \ldots$ para representar identificadores de objetos únicos gerados pelo sistema. Considere os seguintes objetos:

$o_1 = (i_1,$ atom, 'Houston')
$o_2 = (i_2,$ atom, 'Bellaire')
$o_3 = (i_3,$ atom, 'Sugarland')
$o_4 = (i_4,$ atom, 5)
$o_5 = (i_5,$ atom, 'Research')
$o_6 = (i_6,$ atom, '1988-05-22')
$o_7 = (i_7,$ set, $\{i_1, i_2, i_3\})$
$o_8 = (i_8,$ tuple, <DNOME:i_5, DNUMERO:i_4, GER:i_9, LOCALIZACOES:i_7, EMPREGADOS:i_{10}, PROJETOS:i_{11}>)
$o_9 = (i_9,$ tuple, <GERENTE:i_{12}, GER_DATA_INICIO:i_6>)
$o_{10} = (i_{10},$ set, $\{i_{12}, i_{13}, i_{14}\})$
$o_{11} = (i_{11},$ set, $\{i_{15}, i_{16}, i_{17}\})$
$o_{12} = (i_{12},$ tuple, <PNOME:i_{18}, MINICIAL:i_{19}, UNOME:i_{20}, SSN:i_{21}, . . ., SALARIO:i_{26}, SUPERVISOR:i_{27}, DEPTO:i_8 >)
...

12 Isso é diferente da operação *constructor* utilizada em C++ e outras LPOOs para criar novos objetos.

13 Também chamado de *nome de variável de instância* na terminologia OO.

14 Também chamado de multiconjunto (multiset).

15 Como foi visto anteriormente, não é prático gerar um identificador único de sistema para cada valor, assim os sistemas reais permitem que OIDs e *valores estruturados* possam ser estruturados utilizando os mesmos construtores de tipos objetos, exceto a consideração de que um valor *não possui* um OID.

Os seis primeiros objetos (o_1–o_6) listados representam valores atômicos. Haverá muitos objetos similares, um para cada valor constante atômico diferente no banco de dados.[16] O objeto o_7 possui valor do tipo set, que representa o conjunto de localizações do departamento 5; o conjunto $\{i_1, i_2, i_3\}$ refere-se aos objetos atômicos com valores {'Houston', 'Bellaire' e 'Sugarland'}. O objeto o_8 tem valor do tipo tupla, que representa o próprio departamento 5 e possui os atributos DNOME, DNUMERO, GER, LOCALIZACOES, e assim por diante. Os primeiros dois atributos, DNOME e DNUMERO, têm como seus valores os objetos atômicos o_5 e o_4. O atributo GER tem o objeto do tipo tuple o_9 como seu valor, o qual, por sua vez, tem dois atributos. O valor do atributo GERENTE corresponde ao objeto cujo OID é i_{12}, o qual representa o empregado 'John B. Smith', que gerencia o departamento, enquanto o valor de GER_DATA_INICIO é um outro objeto atômico cujo valor é uma data. O valor do atributo EMPREGADOS de o_8 é um conjunto de objetos com OID = i_{10}, cujo valor é um conjunto de identificadores de objetos para os empregados que trabalham no DEPARTAMENTO (objetos i_{12}, mais i_{13} e i_{14}, que não estão mostrados). Analogamente, o valor do atributo PROJETOS de o_8 é um conjunto de objetos com OID = i_{11}, cujo valor é o conjunto dos identificadores dos objetos para os projetos que são controlados pelo departamento número 5 (objetos i_{15}, i_{16} e i_{17}, que não são mostrados). O objeto cujo OID = i_{12} representa o empregado 'John B. Smith', com todos os seus atributos atômicos (PNOME, MINICIAL, UNOME, SSN, . . ., SALARIO), que estão referenciando os objetos atômicos i_{18}, i_{19}, i_{20}, i_{21}, . . ., i_{26}, respectivamente (não mostrados), mais SUPERVISOR, que referencia o objeto empregado com OID = i_{27} (que representa 'James E. Borg', o qual supervisiona 'John B. Smith', mas não é mostrado), e DEPTO, que referencia o objeto departamento com OID = i_8 (que representa o departamento número 5 em que 'John B. Smith' trabalha).

Neste modelo, um objeto pode ser representado como uma estrutura de grafo que pode ser construída recursivamente aplicando-se os construtores de tipos. O grafo representando o objeto o_i pode ser construído inicialmente pela criação de um nó para o próprio objeto o_i. O nó para o_i é rotulado com o OID e o construtor c. Também é criado um nó no grafo para cada valor atômico básico. Se o objeto o_i tem um valor atômico, é desenhado um arco direcionado do nó representando o_i até o nó que representa seu valor básico. Se o valor do objeto for construído, são desenhados os arcos a partir do nó do objeto até um nó que representa o valor construído. A Figura 20.1 mostra o grafo para o exemplo do objeto o_8 de DEPARTAMENTO apresentado anteriormente.

O modelo anterior permite dois tipos de definição para igualdade na comparação dos *estados de dois objetos*. Afirma-se que dois objetos têm **estados idênticos** (igualdade profunda) se os grafos que representam seus estados forem idênticos em todos os aspectos, incluindo os OIDs em cada nível. Outra definição menos precisa de igualdade é no caso de dois objetos terem **estados iguais** (igualdade rasa). Nesse caso, a estrutura do grafo deve ser a mesma e todos os valores atômicos correspondentes no grafo também devem ser os mesmos. Porém, alguns nós internos correspondentes nos dois grafos podem possuir OIDs *diferentes*.

EXEMPLO 2: Objetos idênticos *versus* objetos iguais

Um exemplo pode ilustrar a diferença entre as duas definições para comparação de igualdade entre estados de objetos. Considere os seguintes objetos o_1, o_2, o_3, o_4, o_5 e o_6:

$o_1 = (i_1, \text{tuple}, \langle a_1:i_4, a_2:i_6 \rangle)$
$o_2 = (i_2, \text{tuple}, \langle a_1:i_5, a_2:i_6 \rangle)$
$o_3 = (i_3, \text{tuple}, \langle a_1:i_4, a_2:i_6 \rangle)$
$o_4 = (i_4, \text{atom}, 10 \rangle)$
$o_5 = (i_5, \text{atom}, 10 \rangle)$
$o_6 = (i_6, \text{atom}, 20 \rangle)$

Os objetos o_1 e o_2 têm estados *iguais*, uma vez que seus estados no nível atômico são os mesmos, mas os valores são alcançados por meio dos objetos diferentes o_4 e o_5. Por outro lado, os estados dos objetos o_1 e o_3 são *idênticos*, embora os objetos não o sejam, por possuírem OIDs distintos. De modo semelhante, apesar de os estados de o_4 e o_5 serem idênticos, os objetos reais o_4 e o_5 são iguais, mas não idênticos, por possuírem OIDs diferentes.

20.2.3 Construtores de Tipos

Uma **linguagem de definição de objeto** (ODL — *Object Definition Language*)[17] que incorpora os construtores de tipos anteriores pode ser usada para definir tipos de objetos para determinada aplicação de banco de dados. No Capítulo 21, será descrito o padrão ODL da ODMG, mas inicialmente os conceitos serão introduzidos gradualmente nesta seção, utilizando uma notação mais simples. Os construtores de tipos podem ser utilizados para definir as *estruturas de dados* para um *esquema de banco de da-*

16 Estes objetos atômicos são os que podem causar problemas, por causa do uso de muitos identificadores de objetos, caso esse modelo seja implementado diretamente.

17 Corresponderia à DDL (*Data Definition Language*) do sistema de banco de dados (Capítulo 2).

dos OO. Na Seção 20.3 será mostrado como incorporar a definição de *operações* (ou métodos) em um esquema OO. A Figura 20.2 mostra como podem ser declarados os tipos Empregado e Departamento correspondentes às instâncias de objetos mostradas na Figura 20.1. Na Figura 20.2 o tipo Data é definido como uma tupla em vez de um valor atômico como na Figura 20.1. São utilizadas as palavras-chave tuple, set e list para os construtores de tipos, e tipos de dados padrões são disponibilizados para tipos atômicos (integer, string, float, e assim por diante).

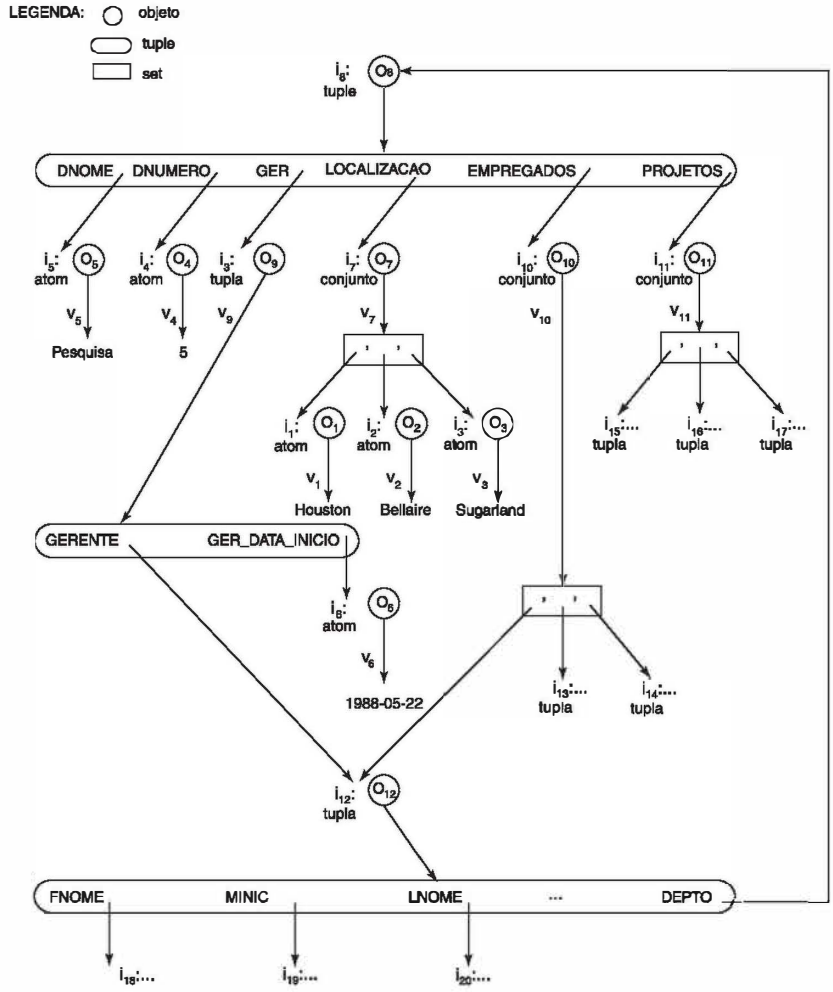


FIGURA 20.1 Representação de um objeto complexo DEPARTAMENTO como um grafo.

Atributos que se referem a outros objetos — como depto de Empregado ou projetos de Departamento — são basicamente **referências** para outros objetos, servindo, assim, para representar *relacionamentos* entre os tipos de objetos. Por exemplo, o atributo depto de Empregado é do tipo Departamento, sendo assim utilizado para se referir a um objeto Departamento particular (onde Empregado trabalha). O valor de tal atributo seria um OID para um objeto Departamento específico. Um relacionamento binário pode ser representado em uma única direção ou pode possuir uma *referência inversa*. Essa representação permite percorrer o relacionamento facilmente em ambas as direções. Por exemplo, o atributo empregados de Departamento tem como seu valor um *conjunto de referências* (isto é, um conjunto de OIDs) para objetos do tipo Empregado; estes são os empregados que trabalham no departamento. O inverso é o atributo de referência depto de Empregado. Será visto no Capítulo

21 como o padrão ODMG permite que inversos sejam explicitamente declarados como atributos de relacionamentos para garantir que as referências inversas sejam coerentes.

```
define type Empregado
    tuple (   pnome:        string;
              minicial      char;
              unome:        string;
              ssn:          string;
              datanasc:     Data;
              endereco:     string;
              sexo:         char;
              salario:      float;
              supervisor:   Empregado;
              depto:        Departamento;);
define type Data
    tuple (   dia:          integer;
              mes:          integer;
              ano:          integer;        );
define type Departamento
    tuple (   dnome:        string;
              dnumero:      integer;
              ger:          tuple ( gerente:    Empregado;
                                    ger_data_inicio: Data;      );
              localizacoes: set(string);
              empregados:   set(Empregado);
              projetos:     set(Projeto); );
```

FIGURA 20.2 Especificação dos tipos de objetos Empregado, Data e Departamento com o uso de construtores de tipos.

20.3 Encapsulamento de Operações, Métodos e Persistência

O conceito de *encapsulamento* é uma das principais características das linguagens e dos sistemas OO. Ele está relacionado também com os conceitos de *tipos abstratos de dados* e *ocultar a informação* nas linguagens de programação. Nos tradicionais modelos e sistemas de bancos de dados, esse conceito não é aplicado, uma vez que é costumeiro deixar a estrutura do banco de dados visível para os usuários e os programas externos. Nesses modelos convencionais, algumas operações padronizadas do banco de dados são aplicáveis a todos os tipos de objetos. Por exemplo, no modelo relacional, as operações para seleção, inserção, remoção e modificação de tuplas são genéricas e podem ser aplicadas a *qualquer relação* no banco de dados. A relação e seus atributos são visíveis para os usuários e programas externos que acessam a relação por meio do uso dessas operações.

20.3.1 Especificando o Comportamento do Objeto através de Operações de Classe

Os conceitos ocultar a informação e encapsulamento podem ser aplicados a objetos de bancos de dados. A idéia principal é definir o **comportamento** de um tipo de objeto com base nas **operações** que podem ser externamente aplicadas aos objetos daquele tipo. A estrutura interna do objeto é escondida e o objeto é acessível por meio de um número de operações predefinidas. Algumas operações podem ser utilizadas para criar (insert) ou destruir (delete) objetos; outras operações podem atualizar o estado do objeto e outras podem ser utilizadas para recuperar partes do estado do objeto ou para aplicar alguns cálculos. Outras operações ainda podem combinar recuperação, cálculos e atualização. Em geral, a **implementação** de uma operação pode ser especificada em uma *linguagem de programação de propósito geral* que oferece flexibilidade e capacidade para definir essas operações.

Os usuários externos de um objeto conhecem apenas a **interface** do tipo do objeto, o qual define o nome e os argumentos (parâmetros) de cada operação. A implementação é oculta para os usuários externos, o que inclui a definição das estruturas internas de dados do objeto e a implementação das operações que acessam essas estruturas. Na terminologia OO, a parte de interface de cada operação é chamada **assinatura**, enquanto a implementação da operação é chamada **método**. Normalmente um método é invocado pela passagem de uma **mensagem** ao objeto para que seja executado o método correspondente. Deve ser observado que, como parte da execução de um método, uma mensagem subseqüente para outro objeto pode ser enviada e esse mecanismo pode ser utilizado para retornar valores a partir do ambiente externo ou para outros objetos.

Para aplicações de bancos de dados, o requisito de que todos os objetos sejam completamente encapsulados é muito rígido. Uma maneira de flexibilizar esse requisito é dividir a estrutura de um objeto em atributos (variáveis de instância) **visíveis** e **ocultos**. Os atributos visíveis podem ser acessados diretamente para leitura por operadores externos ou por uma linguagem de consulta de altonível. Os atributos ocultos de um objeto são completamente encapsulados e podem ser acessados somente por meio de operações predefinidas. No Capítulo 21 será apresentada a linguagem de consulta OQL, que é proposta como uma linguagem de consulta padrão para BDOOs.

Na maioria dos casos, as operações que *atualizam* o estado de um objeto são encapsuladas. Esse é um modo de definir a semântica de atualização de objetos, uma vez que em muitos modelos de dados OO poucas restrições de integridade são predefinidas no esquema. Cada tipo de objeto tem suas restrições de integridade programadas *internamente nos métodos* que criam, removem e atualizam objetos, com código escrito de forma explícita para checar as violações de restrições e para manipular exceções. Em tais casos, todas as operações de atualização são implementadas por meio de operações encapsuladas. Mais recentemente, a linguagem ODL do padrão ODMG permitiu a especificação de algumas restrições comuns, tais como chaves e relacionamentos inversos (integridade referencial), de modo que o sistema pudesse garantir automaticamente essas restrições (Capítulo 21).

O termo **classe** é freqüentemente utilizado para se referir a uma definição do tipo objeto, junto com as definições das operações para esse tipo.[18] A Figura 20.3 mostra como as definições de tipos da Figura 20.2 podem ser estendidas com as operações para definir as classes. Algumas operações são declaradas para cada classe, e a assinatura (interface) de cada operação é acrescida à definição da classe. Um método (implementação) para cada operação deve ser definido em outro local utilizando uma linguagem de programação. As operações típicas incluem o **construtor do objeto**, utilizado para criar um novo objeto, e o **destrutor**, utilizado para destruir um objeto. Operações **modificadoras de objetos** também podem ser declaradas para modificar os estados (valores) dos vários atributos de um objeto. Operações adicionais podem **recuperar** informações sobre o objeto.

```
define class Empregado:
  type tuple ( pnome:              string;
               minicial:           char;
               unome:              string;
               ssn:                string;
               datanasc:           Data;
               endereco:           string;
               sexo:               char;
               salario:            float;
               supervisor:         Empregado;
               depto:              Departamento;          );
  operations   idade:              integer;
               cria_emp:           Empregado;
               exclui_emp:         boolean;
end Employee;

define class Departamento:
  type tuple ( dnome:              string;
               dnumero:            integer;
               ger:                tuple (    gerente: Empregado;
                                              ger_data_inicio: Data;      );
               localizacoes:       set(string);
               empregados:         set(Empregado);
               projetos:           set(Projeto);          );
  operations   ( nro_empregados:   integer;
               cria_depto:         Departamento;
               exclui_depto:       boolean;
               aloca_emp(e:Empregado): boolean;
       (* adiciona um empregado a um departamento *)
           desaloca_emp(e:Empregado): boolean;
       (* exclui um empregado de um departamento *)
end Department;
```

FIGURA 20.3 Adicionando operações às definições de Empregado e Departamento.

18 Esta definição de *classe* é semelhante àquela utilizada na conhecida linguagem de programação C++. O padrão ODMG utiliza a palavra *interface* adicionalmente à *classe* (Capítulo 21). No modelo EER o termo *classe* foi utilizado para se referir a um tipo de objeto, junto com o conjunto de todos os objetos desse tipo (Capítulo 4).

Uma operação normalmente é aplicada a um objeto utilizando a **notação ponto** (dot). Por exemplo, se d é uma referência a um objeto departamento, pode-se chamar uma operação como numero_de_empregrados escrevendo d.numero_de_empregados. Analogamente, escrevendo d.destroy_depto, o objeto referenciado por d é destruído (removido). A única exceção é a operação construtor, à qual retorna uma referência a um novo objeto departamento. Assim, normalmente há um nome padrão para a operação construtor da classe, que é o próprio nome da classe, apesar de não ter sido utilizada na Figura 20.3.[19] A notação de ponto é também utilizada para se referir aos atributos de um objeto — por exemplo, escrevendo d.dnúmero ou d.ger.datainício.

20.3.2 Especificando Persistência de Objeto através de Nomeação e Alcançabilidade

Um SGBDOO normalmente possui um acoplamento forte com uma LPOO, que é utilizada para especificar a implementação dos métodos, assim como outros códigos da aplicação. Normalmente um objeto é criado por algum programa de aplicação em execução, pela chamada da operação construtor do objeto. Nem todos os objetos criados são armazenados permanentemente no banco de dados. Os **objetos transientes** existem na execução do programa e desaparecem quando o programa termina. Os **objetos persistentes** são armazenados no banco de dados e persistem após o término do programa. Os mecanismos usuais para tornar um objeto persistente são a *nomeação* e a *alcançabilidade*.

O **mecanismo de nomeação** consiste em dar a um objeto um nome persistente único pelo qual ele possa ser recuperado pelo programa em execução e outros programas. Este nome de objeto persistente pode ser atribuído por meio de um comando específico ou uma operação no programa, como mostrado na Figura 20.4. Todos os nomes atribuídos aos objetos devem ser únicos dentro de um determinado banco de dados. Assim, os objetos persistentes nomeados são utilizados como **pontos de entrada** pelos quais os usuários e as aplicações podem iniciar o acesso ao banco de dados. Obviamente, não é prático dar nomes a todos os objetos em um grande banco de dados, que inclui milhares de objetos, de forma que a maioria deles se torna persistente por meio de um segundo mecanismo, chamado **alcançabilidade**. Este mecanismo torna o objeto alcançável a partir de algum objeto persistente. Um objeto B é dito **alcançável** a partir de um objeto A se uma seqüência de referências no grafo conduz, a partir do objeto A, ao objeto B. Como exemplo, todos os objetos na Figura 20.1 são alcançáveis a partir do objeto o_8, portanto, se o_8 se tornar persistente, todos os objetos na Figura 20.1 também virão a se tornar persistentes.

Se inicialmente for criado um objeto persistente chamado N, cujo estado é um *conjunto* (*set*) ou uma *lista* (*list*) de objetos de uma classe C, os objetos de C podem se tornar persistentes *adicionando-os* ao conjunto ou à lista, tornando-os assim alcançáveis a partir de N. Desse modo, N define uma **coleção persistente** de objetos da classe C. Por exemplo, pode-se definir a classe Conjunto_de_Departamentos (Figura 20.4) cujos objetos são do tipo **set**(Departamento).[20] Suponha que um objeto do tipo Conjunto_de_Departamentos é criado e que seja nomeado TodosDepartamentos, tornando-se dessa forma persistente, como ilustrado na Figura 20.4. Qualquer objeto Departamento que é adicionado ao conjunto TodosDepartamentos pelo uso da operação adiciona_depto torna-se persistente em virtude de ser alcançável por TodosDepartamentos. O objeto TodosDepartamentos é normalmente chamado **extensão** da classe Departamento, uma vez que manterá todos os objetos persistentes do tipo Departamento. Conforme será visto no Capítulo 21, o padrão ODL do ODMG fornece ao projetista de esquemas a opção de identificar uma extensão como parte da definição de uma classe.

Deve ser observada a diferença entre os modelos de banco de dados convencionais e bancos de dados OO. Em modelos de bancos de dados convencionais, tais como o modelo relacional ou o modelo EER (Entidade Relacionamento Estendido), assume-se que *todos* os objetos são persistentes. Assim, quando um tipo de entidade ou classe como EMPREGADO é definido no modelo EER, ele representa tanto a *declaração de tipo* para EMPREGADO quanto um *conjunto persistente* de *todos* os objetos EMPREGADO. Na abordagem OO, uma declaração de classe para EMPREGADO especifica somente o tipo e as operações para uma classe de objetos. O usuário deve definir separadamente um objeto persistente do tipo set(EMPREGADO) ou list(EMPREGADO), cujo valor é a *coleção de referências* para todos os objetos persistentes EMPREGADO, se for desejado, como ilustrado na Figura 20.4.[21] Isso permite que objetos transientes e persistentes sigam o mesmo tipo e declarações de classe da ODL e da LPOO, respectivamente. Em geral, é possível definir várias coleções persistentes para a mesma definição de classe, se desejável.

---

19 Nomes padrões para as operações construtor e destrutor existem na linguagem de programação C++. Por exemplo, para a classe Empregado o *nome padrão para o construtor* é Empregado e o *nome padrão para o destrutor* é ~Empregado. Também é comum utilizar a operação *new* para criar novos objetos.

20 Como será visto no Capítulo 21, a sintaxe ODL da ODMG utiliza **set**<Departamento> em vez de **set**(Departamento).

21 Alguns sistemas, como o POET, criam automaticamente a extensão para uma classe.

```
define class Conjunto_de_Departamentos:
    type            set(Departamento);
    operations      adicionaDepto(d:Departamento):    a_Dboolean;
        (* adiciona um departamento de um objeto Conjunto_de_Departamentos *)
                removeDepto(d:Departamento):boolean;
        (* exclui um departamento de um objeto Conjunto_de_Departamentos *)
                cria_Conjunto_de_Departamentos:     Conjunto_de_Departamentos;
                destroi_Conjunto_de_Departamentos:  boolean;
end Conjunto_de_Departamentos;
  ...

persistent name TodosDepartamentos: Conjunto_de_Departamentos;
(* TodosDepartamentos é um objeto persistente nomeado do tipo Conjunto_de_Departamentos *)

  ...

d:= cria_Depto;
(* cria um novo objeto departamento na variável d *)

  ...

b:= TodosDepartamentos.adiciona_Depto(d);
(* torna d persistente pela adição do mesmo ao conjunto persistente TodosDepartamentos *)

  ...
```

FIGURA 20.4 Criando objetos persistentes por nomeação e alcançabilidade.

20.4 HIERARQUIAS DE CLASSE E TIPO, E HERANÇA

Uma outra característica essencial em sistemas de bancos de dados OO é que eles permitem hierarquias de tipo e herança. As hierarquias de tipo em bancos de dados normalmente acarretam uma restrição nas extensões correspondentes aos tipos na hierarquia. Inicialmente serão discutidas as hierarquias de tipo (Seção 20.4.1), em seguida, as restrições sobre as extensões (Seção 20.4.2). Será utilizado um modelo OO diferente nesta seção — um modelo no qual atributos e operações são tratados de modo uniforme —, uma vez que tanto atributos quanto operações podem ser herdados. No Capítulo 21, será discutido o modelo de herança no padrão ODMG, o qual difere do modelo aqui discutido.

20.4.1 Hierarquias de Tipo e Herança

Na maioria das aplicações de bancos de dados há uma grande quantidade de objetos do mesmo tipo ou classe. Assim, os bancos de dados OO devem ser capazes de classificar objetos com base em seus tipos, como fazem outros sistemas de bancos de dados. Mas em bancos de dados OO um requisito adicional é que o sistema permita a definição de novos tipos baseados em outros tipos predefinidos, formando uma **hierarquia de tipos** (ou de **classes**).

Normalmente um tipo é definido pela atribuição de um nome e então se definem seus atributos (variáveis de instância) e operações (métodos) para esse tipo.[22] Em alguns casos, os atributos e as operações são conjuntamente chamados *funções*, uma vez que os atributos são semelhantes a funções com zero argumento. Um nome de função pode ser utilizado para se referir ao valor de um atributo ou ao valor resultante de uma operação (método). Nesta seção será utilizado o termo **função** tanto para atributos *quanto para* operações de um tipo objeto porque serão tratados de modo semelhante em uma introdução básica à herança.[23]

Um tipo, em sua forma mais simples, pode ser definido pela atribuição de um **nome do tipo** e depois listando os nomes de suas **funções** visíveis (*públicas*). Quando se especificar um tipo nesta seção, será utilizado o seguinte formato, o qual não especifica os argumentos das funções:

```
NOME_DO_TIPO: funcao, funcao,..., funcao
```

22 Nesta seção serão utilizados os termos *tipo* e *classe* para significar a mesma coisa — os atributos *e* as operações de um tipo de objeto.

23 Será visto no Capítulo 21 que tipos com funções são semelhantes às interfaces utilizadas na ODL do ODMG.

Por exemplo, um tipo que descreve as características de uma PESSOA pode ser definido como:

```
PESSOA: Nome, Endereco, Data_de_nascimento, Idade, SSN
```

No tipo PESSOA, Nome, Endereço, SSN e Data_de_Nascimento podem ser implementados como atributos armazenados, enquanto a função Idade pode ser implementada como um método que calcula a idade a partir do atributo Data_de_Nascimento e da data atual.

O conceito de **subtipo** é útil quando o projetista ou o usuário precisa criar um novo tipo semelhante mas não idêntico a um tipo já definido. O subtipo herda, então, todas as funções do tipo predefinido, que podemos chamar de **supertipo**. Como exemplo, supondo que se deseja definir dois novos tipos EMPREGADO e ESTUDANTE:

```
EMPREGADO: Nome, Endereco, Data_de_Nascimento, Idade, SSN, Salario, DataContratacao, Experiencia
ESTUDANTE: Nome, Endereco, Data_de_Nascimento, Idade, SSN, Maior, MPG
```

Uma vez que tanto ESTUDANTE quanto EMPREGADO incluem todas as funções definidas para PESSOA mais algumas funções adicionais que lhe são próprias, podemos então declará-las como **subtipos** de PESSOA. Cada uma herdará as funções anteriormente definidas em PESSOA — Nome, Endereço, Data_de_Nascimento, Idade e SSN. Para ESTUDANTE, é necessário somente definir as novas funções (locais) Especialização e MPG (Médias Pontos Graduação), que não são herdadas. Provavelmente, pode-se definir Especialização como um atributo armazenado, enquanto MPG pode ser implementado como um método que calcula o valor médio das notas do estudante pelo acesso aos valores que estão armazenados internamente (ocultos) em cada objeto ESTUDANTE como *atributos privados*. Para EMPREGADO, as funções salário e DataAdmissão podem ser atributos armazenados, enquanto Experiência pode ser um método que calcula a experiência a partir do valor da data de admissão.

A idéia da definição de um tipo envolve definir todas as suas funções e implementá-las como atributos ou como métodos. Quando um subtipo é definido, ele pode herdar todas essas funções e suas implementações. Somente as funções que são específicas ou **locais** ao subtipo e que, portanto, não foram especificadas no supertipo, precisam ser definidas e implementadas. Assim, podem ser declarados EMPREGADO e ESTUDANTE da seguinte forma:

```
EMPREGADO subtype-of PESSOA: Salario, DataAdmissao, Experiencia
ESTUDANTE subtype-of PESSOA: Especializacao, MPG
```

Em geral, um subtipo inclui *todas* as funções que estão definidas para seu supertipo, mais algumas funções adicionais que são específicas somente para o subtipo. Assim, é possível gerar uma **hierarquia de tipos** para mostrar os relacionamentos supertipo/subtipo entre todos os tipos declarados no sistema.

Como outro exemplo, considere um tipo que descreve objetos geométricos planos que podem ser definidos como:

```
OBJETO_GEOMETRICO: Formato, Area, Ponto_de_Referencia
```

Para o tipo OBJETO_GEOMETRICO, Formato é implementado como um atributo (seu domínio pode ser um tipo enumerado com os valores 'triângulo', 'retângulo', 'círculo', e assim por diante) e Área como um método que é aplicado para calcular a área. Ponto_de_Referência especifica as coordenadas de um ponto que determina a localização do objeto. Agora, suponha que se deseja definir alguns subtipos para o tipo OBJETO_GEOMETRICO, como segue:

```
RETANGULO subtype-of OBJETO_GEOMETRICO: Largura, Altura
TRIANGULO subtype-of OBJETO_GEOMETRICO: Lado1, Lado2, Ângulo
CIRCULO subtype-of OBJETO_GEOMETRICO: Raio
```

Observe que a operação Área pode ser implementada por um método diferente para cada subtipo, uma vez que o procedimento para o cálculo da área é diferente para retângulos, triângulos e círculos. De modo similar, o atributo Ponto_de_Referência pode ter um significado diferente para cada subtipo: pode ser o ponto central para objetos de RETANGULO e CIRCULO e o ponto de vértice entre os dois lados de um objeto TRIANGULO. Alguns sistemas de bancos de dados OO permitem a **renomeação** de funções herdadas pelos diferentes subtipos para refletir mais fortemente seu significado.

Uma maneira alternativa de se declarar esses três subtipos é especificar o valor do atributo Formato como uma condição que deve ser satisfeita para objetos de cada subtipo:

```
RETANGULO subtype-of OBJETO_GEOMETRICO (Formato='retangulo'): Largura, Altura
TRIANGULO subtype-of OBJETO_GEOMETRICO: (Formato='triangulo'): Lado1, Lado2, Ângulo
CIRCULO subtype-of OBJETO_GEOMETRICO: (Formato='circulo'): Raio
```

Aqui, somente objetos OBJETO_GEOMETRICO, nos quais Formato='retangulo', são do subtipo RETANGULO e, de modo similar, os outros dois subtipos. Nesse caso, todas as funções do supertipo OBJETO_GEOMETRICO são herdadas usando-se cada um dos três subtipos, mas o valor do atributo Formato é restrito a um valor específico para cada um deles.

Observe que a definição de tipos descreve objetos, mas *não* gera objetos por si mesma. São apenas declarações de determinados tipos; e, como parte da declaração, é especificada a implementação das funções de cada tipo. Em uma aplicação de banco de dados, há muitos objetos de cada tipo. Quando um objeto é criado, geralmente pertence a um ou mais desses tipos que foram declarados. Por exemplo, um objeto círculo é dos tipos CIRCULO e OBJETO_GEOMETRICO (por herança). Cada objeto também se torna um membro de uma ou mais coleções persistentes (ou extensões), às quais são utilizadas para agrupar coleções de objetos que têm o mesmo significado na aplicação de banco de dados.

20.4.2 Restrições em Extensões Correspondentes a uma Hierarquia de Tipos

Na maioria dos bancos de dados OO, a coleção de objetos em uma extensão possui o mesmo tipo ou classe. Entretanto, essa não é uma condição necessária. Por exemplo, a SMALLTALK, uma linguagem OO chamada *sem tipos*, permite que uma coleção de objetos contenha objetos de diferentes tipos. Esse também pode ser o caso quando outras linguagens sem tipo, não orientadas a objetos, como LISP, são estendidas com conceitos OO. No entanto, uma vez que a maioria dos bancos de dados suporta tipos, até o fim desta seção assumiremos que **extensões** são coleções de objetos do mesmo tipo.

É comum em aplicações de bancos de dados que cada tipo ou subtipo possua uma extensão associada, que mantenha a coleção de todos os objetos persistentes daquele tipo ou subtipo. Nesse caso, a restrição é de que todo objeto numa extensão que corresponda a um subtipo também deva ser um membro da *extensão* que corresponda a seu supertipo. Alguns sistemas de bancos de dados OO possuem um tipo de sistema predefinido (chamado de classe RAIZ (ROOT) ou classe OBJETO), cuja extensão contém todos os objetos do sistema.[24] A classificação então segue, designando objetos para subtipos adicionais que são significativos para a aplicação, criando uma **hierarquia de tipo** ou **hierarquia de classe** para o sistema. Todas as extensões para classes definidas pelo sistema e pelo usuário são subconjuntos da extensão correspondente à classe OBJETO, direta ou indiretamente. No modelo ODMG (Capítulo 21) o usuário pode ou não especificar uma extensão para cada classe (tipo) dependendo da aplicação.

Na maioria dos sistemas OO, é feita uma distinção entre objetos persistentes e transientes e coleções. Uma **coleção persistente** mantém uma coleção de objetos que é armazenada permanentemente no banco de dados e pode dessa forma ser acessada e compartilhada por diferentes programas. Uma **coleção transiente** existe temporariamente durante a execução de um programa, mas não é mantida quando o programa termina. Por exemplo, uma coleção transiente pode ser criada num programa para manter o resultado de uma consulta que seleciona alguns objetos em uma coleção persistente e copia aqueles objetos para uma coleção transiente. A coleção transiente mantém o mesmo tipo de objetos da coleção persistente. O programa pode, dessa forma, manipular os objetos na classe transiente e, uma vez terminado o programa, a coleção transiente deixa de existir. Em geral, inúmeras coleções — transientes ou persistentes — podem conter objetos do mesmo tipo.

Note que os construtores de tipos discutidos na Seção 20.2 permitem que o estado de um objeto seja uma coleção de objetos. Dessa forma, objetos de coleções cujos tipos sejam baseados em um *construtor de conjunto* podem definir várias coleções — uma correspondente a cada objeto. Os objetos valorados para o conjunto são, eles próprios, membros de uma outra coleção. Isso possibilita esquemas de classificação multinível, em que um objeto em uma coleção possui, como seu estado, uma coleção de objetos de uma classe diferente.

Como será visto no Capítulo 21, o modelo ODMG distingue entre herança de tipo — chamada herança de interface e representada pelo símbolo ":" — e restrição de herança de extensão — representada pela palavra-chave EXTEND.

20.5 Objetos Complexos

Uma das principais motivações que levaram ao desenvolvimento de sistemas OO foi o desejo de representar objetos complexos. Existem dois tipos principais de objetos complexos: estruturados e não estruturados. Um objeto complexo estruturado é constituído de componentes e é definido pela aplicação de construtores de tipos disponíveis, de modo recursivo, em vários níveis. Um objeto complexo não estruturado, em geral, é um tipo de dado que requer um grande volume de armazenamento, tal como um tipo de dado que representa uma imagem ou um objeto de texto longo.

20.5.1 Objetos Complexos Não Estruturados e Extensibilidade de Tipo

Uma vantagem de lidar com **objetos complexos não estruturados** oferecida por um SGBD é que eles permitem o armazenamento e a recuperação de grandes objetos que são necessários à aplicação do banco de dados. Exemplos típicos desses objetos são *imagens bitmap* e *strings* (*cadeias de caracteres*) *de texto longo* (como documentos); também são conhecidos como **binary large objects (objetos binários extensos)** ou BLOBs. Cadeias de caracteres também são conhecidas como **objetos de textos ex-**

24 Este é o chamado OBJECT no modelo ODMG (Capítulo 21).

tensos (character large objects), ou **CLOBs**. Esses objetos são não estruturados, o que significa que o SGBD não conhece suas estruturas — somente a aplicação que os utiliza pode interpretar seu significado. Por exemplo, a aplicação pode possuir funções para exibir uma imagem ou procurar algumas palavras-chave numa string de texto longo. Os objetos são considerados complexos porque exigem uma grande área de armazenamento e não são parte dos tipos de dados padrões fornecidos pelos SGBDs convencionais. Uma vez que o objeto é muito grande, o SGBD pode recuperar uma parte do objeto e fornecê-lo ao programa de aplicação antes que o objeto seja recuperado por inteiro. O SGBD também pode utilizar técnicas de buffering e caching para buscar previamente partes do objeto antes que o programa de aplicação precise acessá-los.

Os softwares do SGBD não possuem capacidade para processar diretamente condições de seleção e outras operações baseadas em valores desses objetos, a não ser que a aplicação forneça o código para realizar as operações de comparação necessárias para a seleção. Em um SGBDOO, isso pode ser obtido definindo-se o novo tipo de dado abstrato para os objetos não interpretados e fornecendo os métodos para seleção, comparação e apresentação desses objetos. Por exemplo, considere objetos que são imagens bitmap bidimensionais. Suponha que a aplicação precise selecionar a partir de uma coleção de tais objetos somente aqueles que incluam certo padrão. Nesse caso, o usuário deve fornecer o programa de reconhecimento do padrão, como um método em objetos do tipo bitmap. O SGBDOO recupera, então, um objeto do banco de dados e aplica nele o método para reconhecimento do padrão para determinar se o objeto adere ao padrão desejado.

Uma vez que um SGBDOO permite aos usuários a criação de novos tipos, e tendo em vista que um tipo inclui tanto a estrutura quanto as operações, podemos visualizar um SGBDOO como tendo um **sistema de tipos extensíveis**. Podem-se criar bibliotecas de novos tipos, definindo suas estruturas e operações, incluindo tipos complexos. As aplicações podem então utilizar ou modificar esses tipos, no último caso criando subtipos dos tipos fornecidos nas bibliotecas. Entretanto, o SGBD deve possibilitar o armazenamento principal e capacidades de recuperação para objetos que necessitam de grandes volumes de armazenamento, de modo que as operações possam ser aplicadas de modo eficiente. Muitos SGBDOOs estão preparados para armazenamento e recuperação de grandes objetos não estruturados, como strings de caracteres ou strings de bits, que podem ser devolvidos 'as-is' (como estão) ao programa de aplicação para interpretação. Recentemente, os SGBDs relacionais e relacionais estendidos também têm sido capazes de oferecer essas funcionalidades. Também têm sido desenvolvidas técnicas especiais de indexação.

20.5.2 Objetos Complexos Estruturados

Um **objeto complexo estruturado** diferencia-se de um objeto complexo não estruturado no sentido de que a estrutura do objeto é definida pela aplicação recursiva dos construtores de tipo oferecidos pelo SGBDOO. Assim, a estrutura do objeto é definida e conhecida pelo SGBDOO. Como um exemplo, considere o objeto DEPARTAMENTO mostrado na Figura 20.1. No primeiro nível, o objeto possui uma estrutura de tupla com seis atributos: NOMED, NUMEROD, GER, LOCALIZACOES, EMPREGADOS e PROJETOS. Contudo, apenas dois desses atributos — identificados como NOMED e NUMEROD — possuem valores básicos; os outros quatro possuem uma estrutura complexa e, desse modo, foi construído o segundo nível da estrutura do objeto complexo. Um desses quatro (GER) tem uma estrutura de tupla, e os outros três (LOCALIZACOES, EMPREGADOS e PROJETOS) possuem estruturas de conjuntos. No terceiro nível, para um valor de tupla de GER, temos um atributo básico (GER DATA_INICIO) e um atributo (GERENTE) que se refere a um objeto empregado, o qual possui uma estrutura de tupla. Para um conjunto LOCALIZACOES, temos um conjunto de valores básicos, mas para ambos os conjuntos EMPREGADOS e PROJETOS temos conjuntos de objetos estruturados como tuplas.

Há dois tipos de semânticas de referência entre um objeto complexo e seus componentes em cada nível. O primeiro tipo, o qual podemos chamar de **semântica de propriedade**, trata-se do caso de subobjetos de um objeto complexo serem encapsulados dentro do objeto complexo, sendo assim considerados como partes do objeto complexo. O segundo tipo, o qual podemos chamar **semântica de referência**, trata-se do caso de componentes do objeto complexo serem, por si, objetos independentes, mas poderem ser referenciados a partir do objeto complexo. Por exemplo, podemos considerar os atributos NOMED, NUMEROD, GER e LOCALIZACOES como sendo pertencentes a um DEPARTAMENTO, enquanto EMPREGADOS e PROJETOS são referências porque são referenciados como objetos independentes. O primeiro tipo também é conhecido como relacionamento 'é-parte-de' ou 'é-componente-de', enquanto o segundo tipo é chamado como relacionamento 'é-associado-com', uma vez que descreve uma associação no mesmo nível entre dois objetos independentes. O relacionamento 'é-parte-de' (semântica de propriedade) para construção de objetos complexos tem a propriedade de os componentes do objeto serem encapsulados dentro do objeto complexo e serem considerados como parte de seu estado interno. Eles não necessitam de identificadores de objetos e somente podem ser acessados por métodos do objeto proprietário. São removidos quando o objeto proprietário é removido. Por outro lado, componentes referenciados são considerados como objetos independentes que podem possuir suas próprias identidades e métodos. Quando um objeto complexo necessita acessar seus componentes referenciados, ele deve fazê-lo por meio da chamada de métodos apropriados de seus componentes, uma vez que eles não estão encapsulados no objeto comple-

xo. Assim, a semântica de referência representa *relacionamentos* entre objetos independentes. Além disso, um objeto componente referenciado pode ser referenciado por mais de um objeto complexo, não sendo automaticamente removido quando o objeto complexo é apagado.

Um SGBDOO deve oferecer opções de armazenamento para **agrupar** (clustering) objetos componentes de um objeto complexo em memória secundária com o objetivo de aumentar a eficiência das operações que acessam o objeto complexo. Em muitos casos, a estrutura do objeto é armazenada em páginas de disco de forma não interpretada. Quando uma página de disco que inclui um objeto é recuperada para a memória, o SGBDOO pode montar o objeto complexo estruturado a partir das informações nas páginas do disco, as quais podem fazer referências a páginas adicionais no disco que devem ser recuperadas. Isso é conhecido como **montagem do objeto complexo**.

20.6 Outros Conceitos Orientados a Objetos

Nesta seção, apresentaremos uma visão geral de alguns outros conceitos OO, incluindo polimorfismo (sobrecarga de operador), herança múltipla, herança seletiva, versões e configurações.

20.6.1 Polimorfismo (Sobrecarga de Operador)

Uma outra característica de sistemas OO é que eles dão suporte ao **polimorfismo** de operações, que também é conhecido como **sobrecarga de operador**. Este conceito permite que o mesmo *nome de operador* ou *símbolo* seja associado a duas ou mais *implementações* diferentes para o operador, dependendo do tipo de objetos aos quais o operador é aplicado. Um exemplo simples de linguagens de programação pode ilustrar este conceito. Em algumas linguagens, o símbolo de operador '+' pode ter significados diferentes quando aplicado a operandos (objetos) de tipos diferentes. Se os operandos de '+' forem do tipo *inteiro*, a operação aplicada será uma adição inteira. Se os operandos '+' forem do tipo *ponto flutuante*, a operação aplicada será a adição em ponto flutuante. Se os operandos de '+' forem do tipo *conjunto*, a operação aplicada será a união de conjuntos. O compilador é capaz de determinar qual operação executar com base nos tipos de operandos fornecidos.

Em bancos de dados OO, uma situação semelhante ocorre. Pode ser utilizado o exemplo de OBJETO_GEOMETRICO, discutido na Seção 20.4 para ilustrar polimorfismo[25] em bancos de dados OO. Suponha que OBJETO_GEOMETRICO e seus subtipos sejam declarados da seguinte forma:

```
OBJETO_GEOMETRICO: Formato, Area, Ponto_de_Referencia
RETANGULO subtype-of OBJETO_GEOMETRICO (Formato='retangulo'): Largura, Altura
TRIANGULO subtype-of OBJETO_GEOMETRICO (Formato='triangulo'): Lado1, Lado2, Angulo
CIRCULO subtype-of OBJETO_GEOMETRICO (Formato='circulo'): Raio
```

Aqui, a função Área é declarada para todos os objetos do tipo OBJETO_GEOMETRICO. Contudo, a implementação do método para Área pode ser diferente para cada subtipo de OBJETO_GEOMETRICO. Uma possibilidade é existir uma implementação geral para calcular a área de um OBJETO_GEOMETRICO genérico (escrevendo, por exemplo, um algoritmo para calcular a área de um polígono) e, em seguida, reescrever algoritmos mais eficientes para calcular as áreas de tipos específicos de objetos geométricos, como um círculo, um retângulo, um triângulo, e assim por diante. Nesse caso, a função Área é sobrecarregada por diferentes implementações.

O SGBDOO precisa selecionar, assim, o método adequado para a função Área com base no tipo do objeto geométrico ao qual é aplicado. Em sistemas fortemente tipados, isso pode ser realizado em tempo de compilação, uma vez que os tipos de objetos precisam ser conhecidos. Este caso é chamado **acoplamento antecipado ou estático (early (static) binding)**. Por outro lado, em sistemas com tipagem fraca ou inexistente (como SMALLTALK e LISP), o tipo do objeto ao qual a função é aplicada pode ser desconhecido até o momento da execução. Nesse caso, a função deve verificar o tipo do objeto no momento da execução e então chamar o método apropriado. Esse caso é chamado **acoplamento tardio ou dinâmico (late (dinamic) binding)**.

20.6.2 Herança Múltipla e Herança Seletiva

Em uma hierarquia de tipos, a **herança múltipla** ocorre quando um subtipo T é subtipo de dois (ou mais) tipos e, assim, herda as funções (atributos e métodos) de ambos os supertipos. Como exemplo, pode-se criar um subtipo ENGENHEIRO_GERENTE, que é um subtipo tanto de GERENTE quanto de ENGENHEIRO. Isso leva à criação de um **reticulado de tipos** em vez de uma hierarquia de tipos. Um problema que pode ocorrer com herança múltipla é que os supertipos dos quais o subtipo herda podem possuir diferentes

25 Em linguagens de programação, há vários tipos de polimorfismo. Ao leitor interessado, os trabalhos são referenciados nas notas bibliográficas, que incluem uma discussão mais detalhada.

funções com o mesmo identificador, criando uma ambigüidade. Por exemplo, GERENTE e ENGENHEIRO podem ter uma função chamada Salário. Se a função Salário for implementada por diferentes métodos nos supertipos GERENTE e ENGENHEIRO, existe uma ambigüidade de qual das duas funções é herdada pelo subtipo ENGENHEIRO_GERENTE. É possível, entretanto, que tanto ENGENHEIRO quanto GERENTE herdem Salário de um mesmo supertipo (tal como EMPREGADO), um nível acima no reticulado. A regra geral é que se uma função for herdada de algum supertipo comum, então é herdada somente uma vez. Em tal caso, não há nenhuma ambigüidade; o problema surge somente se as funções são distintas em dois supertipos.

Há várias técnicas para lidar com ambigüidade em herança múltipla. Uma solução é executar uma verificação do sistema para ver se há ambigüidade quando o subtipo for criado, deixando o usuário escolher, explicitamente, qual função deve ser herdada naquele momento. Outra solução é utilizar algum default do sistema. Uma terceira solução é desabilitar herança múltipla se ocorrer ambigüidade de nome, forçando o usuário a mudar o nome de uma das funções em um dos supertipos. Alguns sistemas OO não permitem herança múltipla de modo nenhum.

A **herança seletiva** ocorre quando um subtipo herda somente algumas das funções de um supertipo, não herdando outras. Nesse caso, uma cláusula EXCEPT pode ser utilizada para listar as funções de um supertipo que não devem ser herdadas pelo subtipo. Normalmente, o mecanismo de herança seletiva não é disponibilizado em sistemas de bancos de dados OO, mas é utilizado mais freqüentemente em aplicações de inteligência artificial.[26]

20.6.3 Versões (Versionamento) e Configurações

Muitas aplicações de bancos de dados que utilizam sistemas OO exigem várias **versões** do mesmo objeto.[27] Por exemplo, considere uma aplicação de banco de dados para um ambiente de engenharia de software, que armazena diversos tipos de software, como *módulos de projeto*, *módulos de código-fonte* e *informações de configuração*, para descrever quais módulos devem ser agregados para formar programas complexos e *casos de testes* para testar o sistema. Geralmente, são aplicadas *atividades de manutenção* a um sistema de software, conforme seus requisitos evoluem. A manutenção em geral acarreta modificações em alguns dos módulos de projeto e implementação. Se o sistema já é operacional e um ou mais módulos devem ser modificados, o projetista deve criar uma **nova versão** para cada um desses módulos para implementar as mudanças. Analogamente, novas versões de casos de testes devem ser geradas para testar essas novas versões dos módulos. Porém as versões existentes não devem ser descartadas até que as novas versões tenham sido completamente testadas e aprovadas; somente então as novas versões devem substituir as anteriores.

Observe que pode haver mais de duas versões de um mesmo objeto. Por exemplo, considere que dois programadores trabalham para atualizar o mesmo módulo de software simultaneamente. Nesse caso, duas versões, além do módulo original, são necessárias. Os programadores podem atualizar suas versões ao mesmo tempo, esse processo, é usualmente chamado **engenharia concorrente**. Porém, eventualmente se torna necessário fundir essas duas versões tal que a nova versão (híbrida) possa incluir as modificações realizadas por ambos os programadores. Durante a fusão, também é necessário certificar-se de que as mudanças realizadas sejam compatíveis, o que acarreta, ainda, a criação de uma outra versão do objeto: aquela que é o resultado da fusão (merge) de duas versões atualizadas independentemente.

Como pode ser visto nessa discussão, um SGBDOO deve ser capaz de armazenar e gerenciar múltiplas versões do mesmo objeto conceitual. Vários sistemas suportam essa capacidade, permitindo que a aplicação mantenha diversas versões de um mesmo objeto e referencie-se explicitamente a determinadas versões quando necessário. No entanto, o problema de agrupar e reconciliar modificações realizadas em duas versões distintas normalmente é atribuído aos desenvolvedores da aplicação, que reconhecem sua semântica. Alguns SGBDs possuem certas facilidades para comparar duas versões do objeto original e determinar quando alguma das modificações são incompatíveis, com o objetivo de auxiliar o processo de 'merging' (fusão). Outros sistemas mantêm um **grafo de versão** que mostra os relacionamentos entre as versões. Sempre que uma versão v_1 se originar pela cópia de uma outra versão v, um arco direcionado é desenhado de v até v_1. Analogamente, se duas versões v_2 e v_3 são fundidas, criando uma nova versão, v_4, são desenhados arcos direcionados a partir de v_2 e v_3 para v_4. O grafo de versão pode auxiliar os usuários a compreender os relacionamentos entre as várias versões e podem ser utilizados internamente pelo sistema para gerenciar a criação e a remoção de versões.

Quando a criação de versões é aplicada a objetos complexos, surgem outras questões que devem ser tratadas. Um objeto complexo, como um sistema de software, pode ser constituído de muitos módulos. Quando é permitida a criação de versões, cada um desses módulos pode possuir uma série de versões distintas e seu próprio grafo de versão. Uma **configuração** de um objeto complexo é uma coleção formada por uma versão de cada módulo, de tal forma que as versões dos módulos sejam com-

---

26 No modelo ODMG, a herança de tipos se refere somente à herança de operações, não de atributos (Capítulo 21).

27 O problema de versões não é exclusivo de BDOOs, podendo ocorrer em SGBDs relacionais ou em outros.

patíveis e que conjuntamente formem uma versão válida do objeto complexo. Uma nova versão ou configuração do objeto complexo não deve incluir necessariamente novas versões para todos os módulos. Assim, algumas versões de módulos que não tenham sido modificadas podem pertencer a mais de uma configuração do objeto complexo. Deve ser notado que uma configuração é uma coleção de versões de objetos *distintos* que, juntos, formam um objeto complexo, enquanto o grafo de versão descreve as versões do *mesmo* objeto. Uma configuração deve seguir a estrutura do tipo do objeto complexo; múltiplas configurações do mesmo objeto complexo são análogas a múltiplas versões de um objeto componente.

20.7 RESUMO

Neste capítulo foram discutidos os conceitos da abordagem orientada a objetos para sistemas de bancos de dados, os quais foram propostos para atender às necessidades de aplicações complexas de bancos de dados e para adicionar as funcionalidades de bancos de dados às linguagens de programação orientadas a objetos, como C++. Inicialmente foram discutidos os principais conceitos utilizados em bancos de dados OO, que incluem:

- *Identidade de objeto*: Os objetos possuem identificadores únicos que são independentes de seus valores de atributos.
- *Construtores de tipos*: Estruturas de objetos complexos podem ser construídas recursivamente aplicando-se um conjunto de construtores básicos, como tuple, set, list e bag.
- *Encapsulamento de operações*: A estrutura do objeto e as operações que podem ser aplicadas aos objetos são incluídas nas definições da classe de objetos.
- *Compatibilidade com a linguagem de programação*: Objetos transientes e persistentes são manipulados de modo uniforme. Os objetos tornam-se persistentes ao serem anexados a uma coleção persistente ou por nomeação explícita.
- *Hierarquias de tipo e herança*: Tipos objetos podem ser especificados pelo uso de uma hierarquia de tipos, a qual permite a herança de atributos e métodos de tipos anteriormente definidos. A herança múltipla é permitida em alguns modelos.
- *Extensões*: Todos os objetos persistentes de um tipo particular podem ser armazenados em uma extensão. As extensões correspondentes a uma hierarquia de tipos possuem restrições de conjunto/subconjunto associadas a elas.
- *Suporte a objetos complexos*: Objetos complexos estruturados e não estruturados podem ser armazenados e manipulados.
- *Polimorfismo e sobrecarga de operador*: Operações e nomes de métodos podem ser sobrecarregados para serem aplicados a diferentes tipos de objetos com diferentes implementações.
- *Criação de versões*: Alguns sistemas OO oferecem suporte para manutenção de diversas versões do mesmo objeto.

No próximo capítulo, será mostrado como alguns desses conceitos são tratados no padrão ODMG.

Questões de Revisão

20.1 Quais são as origens da abordagem orientada a objetos?
20.2 Quais características primárias deve possuir um OID?
20.3 Discuta sobre os vários construtores de tipos. Como eles são utilizados para criar estruturas de objetos complexos?
20.4 Discuta sobre o conceito de encapsulamento e diga como ele é utilizado para criar tipos abstratos de dados.
20.5 Explique o que os seguintes termos significam na terminologia de banco de dados orientados a objetos: *método, assinatura, mensagem, coleção, extensão.*
20.6 Qual é o relacionamento entre um tipo e seu subtipo em uma hierarquia de tipos? Qual é a restrição imposta em extensões correspondentes a tipos em hierarquias de tipos?
20.7 Qual a diferença entre objetos persistentes e transientes? Como a persistência é manipulada em sistemas de bancos de dados OO típicos?
20.8 Como se diferenciam herança simples, herança múltipla e herança seletiva?
20.9 Discuta o conceito de polimorfismo/sobrecarga de operador.
20.10 Qual a diferença entre objetos complexos estruturados e não estruturados?
20.11 Qual a diferença entre semântica de propriedade e semântica de referência em objetos complexos estruturados?
20.12 O que é criação de versões? Por que é importante? Qual a diferença entre versões e configurações?

Exercícios

20.13 Converta o exemplo de OBJETOS_GEOMETRICOS apresentado na Seção 20.4 da notação funcional para a notação dada na Figura 20.3, que faz distinção entre atributos e operações. Utilize a palavra-chave INHERIT para mostrar o que uma classe herda de outra.

20.14 Compare herança no modelo EER (Capítulo 4) com herança no modelo OO descrito na Seção 20.4.

20.15 Considere o esquema EER UNIVERSIDADE da Figura 4.1. Abstraia quais operações são necessárias para tipos de entidades/classes no esquema. Desconsidere as operações construtor e destrutor.

20.16 Considere o esquema ER para EMPRESA da Figura 3.2. Abstraia quais operações são necessárias para tipos de entidades/classes no esquema. Desconsidere as operações de construtor e destrutor.

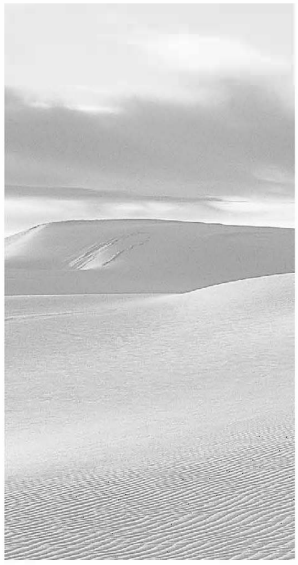
Bibliografia Selecionada

Os conceitos de bancos de dados orientados a objetos são um amálgama dos conceitos vindos das linguagens de programação OO e dos sistemas de bancos de dados e modelos conceituais de dados. Uma série de livros-textos descreve as linguagens de programação OO — como, por exemplo, Stroustrup (1986) e Pohl (1991) para C++ e Goldberg (1989) para SMALLTALK. Mais recentemente, livros de Cattel (1994), de Lauden e Vossen (1997) descrevem os conceitos de bancos de dados OO.

Há vasta bibliografia a respeito de bancos de dados OO, assim, só podemos oferecer aqui uma amostra representativa. A edição de outubro de 1991 da CACM e a edição de dezembro de 1990 da *IEEE Computer* descrevem conceitos e sistemas de bancos de dados orientados a objetos. Dittrich (1986) e Zaniolo *et al.* (1986) apresentam os conceitos básicos de modelos de dados orientados a objetos. Um dos primeiros artigos sobre bancos de dados orientados a objetos é de Baroody e DeWitt (1981). Su *et al.* (1988) apresentam um modelo de dados orientado a objetos utilizando aplicações CAD/CAM. Mitschang (1989) estende a álgebra relacional para abranger objetos complexos. Linguagens de consulta e interfaces gráficas do usuário para OO são descritas em Gyssens *et al.* (1990), Kim (1989), Alashqur *et al.* (1989), Bertino *et al.* (1992), Agrawal *et al.* (1990) e Cruz (1992).

Polimorfismo em bancos de dados e linguagens de programação orientadas a objetos é discutido em Osborn (1989), Atkinson e Buneman (1987) e Danforth e Tomlinson (1988). Identidade de objetos é discutida em Abiteboul e Kanellakis (1989). Linguagens de programação OO para bancos de dados são discutidas em Kent (1991). Restrições de objetos são discutidas em Delcambre *et al.* (1991) e Elmasri *et al.* (1993). Segurança e autenticação em bancos de dados OO são examinadas em Rabitti *et al.* (1991) e Bertino (1992).

Outras referências adicionais são dadas no final do Capítulo 21.



21

Padrões, Linguagens e Projeto de Banco de Dados de Objetos

Conforme discutimos no início do Capítulo 8, a existência de um padrão para determinado tipo de sistema de banco de dados é muito importante por oferecer suporte à portabilidade de aplicações de bancos de dados. **Portabilidade** é normalmente definida como a capacidade de execução de um programa de aplicação em diferentes sistemas com o mínimo de modificações no programa em si. Na área de bancos de dados de objetos,[1] a portabilidade deveria permitir que um programa escrito para acessar um sistema gerenciador de banco de dados de objetos (SGBDO) acesse um outro SGBDO, de modo que ambos os pacotes suportem fielmente o padrão. Para ilustrar por que a portabilidade é importante, suponha que certo usuário invista milhões de dólares na criação de uma aplicação que é executada em um produto de determinado fornecedor e que ele fique insatisfeito com esse produto por alguma razão — digamos que o desempenho não atenda seus requisitos. Se a aplicação foi escrita com uso de componentes de uma linguagem padrão, é possível que o usuário converta a aplicação para um produto de um outro fornecedor — o qual adere aos mesmos padrões da linguagem, mas que pode possuir melhor desempenho para a aplicação desse usuário — sem ter de fazer grandes modificações que exijam tempo e maiores investimentos financeiros.

Uma segunda vantagem potencial de se possuir padrões e aderir a eles é que estes auxiliam na obtenção da **interoperabilidade**, a qual se refere à habilidade de uma aplicação em acessar diversos sistemas diferentes. Em termos de bancos de dados, isso significa que o mesmo programa de aplicação pode acessar alguns dados armazenados em um SGBDO e outros dados armazenados em um outro pacote. Existem diferentes níveis de interoperabilidade. Por exemplo, os SGBDs poderiam ser dois pacotes diferentes de SGBD do mesmo tipo — dois sistemas de bancos de dados de objetos — ou poderiam ser dois pacotes de SGBDs de tipos distintos — digamos um SGBD relacional e outro SGBD orientado a objetos. Uma terceira vantagem dos padrões é que eles permitem aos usuários *comparar produtos comerciais*, determinando mais facilmente quais componentes do padrão são oferecidas pelo produto individualmente.

Como foi discutido na introdução do Capítulo 8, uma das razões do sucesso dos SGBDs relacionais comerciais é o padrão SQL. A ausência por vários anos de um padrão para SGBDOs pode ter sido a causa de alguns potenciais usuários terem recuado na conversão para essa nova tecnologia. Subseqüentemente um consórcio de fornecedores de SGBDOs, chamado ODMG (*Object Data Management Group*), apresentou um padrão que é conhecido como ODMG-93 ou ODMG 1.0, o qual foi revisado para o ODMG 2.0, que será descrito neste capítulo. O padrão é composto de vários componentes: o **modelo de objetos**, a **linguagem de definição de objetos** (ODL — *Object Definition Language*), a **linguagem de consulta a objetos** (OQL — ***Object Query Language***) e os **acoplamentos (bindings)** para as linguagens de programação orientadas a objetos. Os *bindings* com linguagens têm sido especificados para diversas linguagens orientadas a objetos, incluindo C++, SMALLTALK e JAVA. Alguns fornecedores oferecem *binding* somente para linguagens específicas, sem oferecer todas as capacidades da ODL e da OQL. O modelo

1 Neste capítulo será utilizado banco de dados de *objeto* em vez de banco de dados *orientado a objetos* (como no capítulo anterior), dado que, atualmente, essa é a terminologia mais usual.

de objetos ODMG será descrito na Seção 21.1, a ODL na Seção 21.2, a OQL na Seção 21.3 e o acoplamento com a linguagem C++ na Seção 21.4. Nos exemplos de como se utilizar a ODL, a OQL e o *binding* com a linguagem C++ será empregado o exemplo do banco de dados UNIVERSIDADE do Capítulo 4. Nessa descrição será seguido o modelo de objetos ODMG 2.0 conforme descrito em Cattel *et al.* (1997).[2] É importante observar que muitas das idéias incorporadas no modelo de objetos do ODMG são baseadas em duas décadas de pesquisa em modelagem conceitual e bancos de dados orientados a objetos, realizadas por diversos pesquisadores.

Após a descrição do modelo ODMG, será descrita na Seção 21.5 uma técnica para projeto conceitual de bancos de dados de objetos. Será discutido como os bancos de dados orientados a objetos diferenciam-se dos bancos de dados relacionais e será mostrado como mapear um projeto conceitual de banco de dados no modelo EER para declarações em ODL do modelo ODMG.

O leitor pode deixar de ler as seções 21.3 a 21.7 caso deseje uma introdução menos detalhada desses tópicos.

21.1 Visão Geral do Modelo de Objetos ODMG

O **modelo de objetos ODMG** é um modelo de dados no qual se baseiam a linguagem de definição de objetos (ODL) e a linguagem de consulta a objetos (OQL). De fato, esse modelo de objetos fornece os tipos de dados, os tipos construtores e outros conceitos que podem ser utilizados na ODL para especificar esquemas de bancos de dados de objetos. Assim, ele deve fornecer um modelo de dados padrão para banco de dados orientados a objetos, da mesma forma que o SQL descreve um modelo de dados padrão para bancos de dados relacionais. Ele também fornece uma terminologia padronizada em um contexto no qual às vezes são utilizados os mesmos termos para descrever conceitos distintos. Tentaremos aderir à terminologia ODMG neste capítulo. Muitos dos conceitos do modelo ODMG já foram discutidos no Capítulo 20 e consideramos que o leitor tenha lido as seções 20.1 a 20.5. Faremos indicações toda vez que a terminologia ODMG divergir daquela utilizada no Capítulo 20.

21.1.1 Objetos e Literais

Objetos e literais são os blocos de construção básicos do modelo de objetos. A principal diferença entre os dois é que um objeto possui um identificador do objeto e um **estado** (ou valor atual), enquanto um literal possui somente um valor, mas *não um identificador do objeto*.[3] Em ambos os casos, o valor pode possuir uma estrutura complexa. O estado do objeto pode se alterar ao longo do tempo pela modificação do valor do objeto. Um literal é basicamente um valor constante, podendo possuir uma estrutura complexa, mas que não se modifica.

Um **objeto** é descrito por quatro características: (1) identificador, (2) nome, (3) tempo de vida e (4) estrutura. O identificador do objeto é um identificador único em todo o sistema (ou OBJECT_ID).[4] Todo objeto deve possuir um identificador de objeto. Adicionalmente ao OBJECT_ID, alguns objetos podem opcionalmente receber um **nome** único em certo banco de dados — esse nome pode ser utilizado para referir-se ao objeto em um programa e o sistema deve ser capaz de localizar o objeto por esse nome.[5] Obviamente nem todos os objetos individuais possuirão nomes únicos. Em geral alguns poucos objetos, em especial aqueles que mantêm coleções de objetos de determinado tipo — como extensões — possuirão um nome. Esses nomes são utilizados como **pontos de entrada** no banco de dados, isto é, ao localizar esses objetos pelos seus nomes, o usuário pode localizar outros objetos que são referenciados a partir deles. Outros objetos importantes na aplicação também podem ter nomes únicos. Todos esses nomes dentro de um banco de dados devem ser únicos. O **tempo de vida (*lifetime*)** de um objeto especifica se ele é um *objeto persistente* (ou seja, um objeto do banco de dados) ou um *objeto transiente* (isto é, um objeto em um programa em execução que desaparece após o término desse programa). Finalmente a **estrutura** de um objeto especifica como ele é construído pelos construtores de tipos. A estrutura define se um objeto é *atômico* ou um *objeto coleção*.[6] O termo *objeto atômico* difere do modo como definimos *construtor atômico* na Seção 20.2.2 e é bastante diferente de um literal atômico (ver a seguir). No modelo ODMG, um objeto atômico é qualquer objeto que não seja uma coleção, desse modo também inclui

2 A primeira versão do modelo de objetos foi publicada em 1993.
3 Serão utilizados aqui os termos 'valor' e 'estado' alternativamente.
4 Corresponde ao OID do Capítulo 20.
5 Isso corresponde ao mecanismo de nomeação descrito na Seção 20.3.2.
6 No modelo ODMG, objetos atômicos não correspondem a objetos cujos valores sejam tipos de dados básicos. Todos os valores básicos (inteiros, reais etc.) são considerados como sendo literais.

objetos estruturados criados com o uso do construtor *struct*[7]. Discutiremos os objetos coleção na Seção 21.1.2 e os objetos atômicos na Seção 21.1.3. Primeiro, será definido o conceito de um literal.

No modelo de objetos, um **literal** é um valor que *não possui* um identificador de objeto. Porém, o valor pode possuir uma estrutura simples ou complexa. Existem três tipos de literais: (1) atômico, (2) coleção e (3) estruturado. Os **literais atômicos**[8] correspondem aos valores de tipos de dados básicos e são predefinidos. Os tipos de dados do modelo de objetos incluem números inteiros longos, curtos e inteiros positivos (que são especificados pelas palavras-chave *Long* (*Longo*), *Short* (*Curto*), *Unsigned Long* (*Longo não-assinado*) e *Unsigned Short* (*Curto não-assinado*) na ODL), números com ponto flutuante normais e de dupla precisão (*Float*, *Double*), valores lógicos (*Boolean*), caracteres simples (*Char*), cadeias de caracteres (*String*) e tipos enumerados (*Enum*), entre outros. Os **literais estruturados** correspondem basicamente aos valores que são construídos com o uso do construtor de tuplas descrito na Seção 20.2.2. Incluem as estruturas embutidas *Date*, *Interval*, *Time* e *Timestamp* (Figura 21.1b), assim como outras estruturas de tipo adicionais, definidas pelo usuário, necessárias para cada aplicação.[9] As estruturas definidas pelo usuário são criadas utilizando a palavra-chave ***Struct*** da ODL, assim como nas linguagens de programação C e C++. Os **literais coleção** especificam um valor que corresponde a uma coleção de objetos ou de valores, mas a coleção propriamente dita não possui um OBJECT_ID. As coleções no modelo de objetos são SET<T>, BAG<T>, LIST<T> e ARRAY<T>, em que T é o tipo de objetos ou valores da coleção.[10] Outro tipo de coleção é Dictionary <K,V>, o qual corresponde a uma coleção de associações <K,V> na qual cada K é uma chave (um valor único de pesquisa) associada a um valor V; esse tipo pode ser utilizado para criar um índice sobre uma coleção de valores.

A Figura 21.1 apresenta uma visão simplificada dos componentes básicos do modelo de objetos. A notação da ODMG usa a palavra-chave *interface* onde havíamos utilizado as palavras-chave *type* (*tipo*) e *class* (*classe*) no Capítulo 20. De fato, o termo interface é mais apropriado, uma vez que descreve a interface dos tipos de objetos — especificamente seus atributos visíveis, seus relacionamentos e suas operações.[11]

Em geral, essas interfaces são não instanciáveis (isto é, objetos não são criados para uma interface), mas servem para definir operações que podem ser *herdadas* pelos objetos definidos pelo usuário para determinada aplicação. A palavra-chave *class* no modelo de objetos é reservada para declarações de classes especificadas pelo usuário, que formam um esquema do banco de dados e são utilizadas para criar objetos de aplicação. A Figura 21.1 é uma versão simplificada do modelo de objetos. Para as especificações completas, veja Cattell *et al.* (1997). Vamos descrever os construtores mostrados na Figura 21.1, conforme definidos no modelo de objetos.

```
interface Object {
    ...
    boolean     same_as(in Object other_object);
    Object      copy();
    void        delete();
};
```

FIGURA 21.1a Visão geral das definições da interface para parte do modelo de objetos ODMG. A interface básica Object, herdada por todos os objetos.

7 O construtor *struct* corresponde ao construtor *tuple* do Capítulo 20.

8 O uso da palavra atômico em *literal atômico* corresponde ao mesmo sentido que utilizamos em *construtor atômico* (*atom*) na Seção 20.2.2.

9 As estruturas para Date, Interval, Time e Timestamp podem ser utilizadas para criar outros valores literais ou objetos com identificadores.

10 São similares aos construtores de tipos semelhantes descritos na Seção 20.2.2.

11 Interface também é a palavra-chave utilizada no padrão CORBA (Seção 21.5) e na linguagem de programação JAVA.

```
interface Date : Object {
    enum            Weekday
    {Sunday, Monday, Tuesday, Wednesday, Thursday, Friday, Saturday};
    enum            Month
    {January, February, March, April, May, June, July, August, September, October, November, December};
    unsigned short  year();
    unsigned short  month();
    unsigned short  day();
    ...
    boolean             is_equal(in Date other_Date);
    boolean             is_greater(in Date other_Date);
    ...
};

interface Time : Object {
    ...
    unsigned short      hour();
    unsigned short      minute();
    unsigned short      second();
    unsigned short      millisecond();
    ...
    boolean             is_equal(in Time other_Time);
    boolean             is_greater(in Time other_Time);
    ...
    Time                add_interval(in Interval some_Interval);
    Time                subtract_interval(in Interval some_Interval);
    Interval            subtract_time(in Time other_Time);

};

interface Timestamp: Object {
    ...
    unsigned short      year();
    unsigned short      month();
    unsigned short      day();
    unsigned short      hour();
    unsigned short      minute();
    unsigned short      second();
    unsigned short      millisecond();
    ...
    Timestamp           plus(in Interval some_Interval);
    Timestamp           minus(in Interval some_Interval);
    boolean             is_equal(in Timestamp other_Timestamp);
    boolean             is_greater(in Timestamp other_Timestamp);
    ...
};

interface Interval: Object {
    unsigned short      day();
    unsigned short      hour();
    unsigned short      minute();
    unsigned short      second();
    unsigned short      millisecond();
    ...
    Interval            plus(in Interval some_Interval);
    Interval            minus(in Interval some_Interval);
    Interval            product(in long some_value);
    Interval            quotient(in long some_value);
    boolean             is_equal(in Intervall other_Intervall);
    boolean             is_greater(in Intervall other_Intervall);
    ...
};
```

FIGURA 21.1b Visão geral das definições da interface para parte do modelo de objetos ODMG. Algumas interfaces padrões para literais estruturados.

```
interface Collection : Object {
    ...
    exception           ElementNotFound{any element; };
    unsigned long       cardinality();
    boolean             is_empty();
    ...
    boolean             contains_element(in any element);
    void                insert_element(in any element);
    void                remove_element(in any element)
                                raises(ElementNotFound);
    Iterator            create_iterator(in boolean stable);
    ...
};
interface Iterator {
    exception           NoMoreElements();
    ...
    boolean             is_stable();
    boolean             at_end();
    void                reset();
    any                 get_element() raises(NoMoreElements);
    void                next_position() raises(NoMoreElements);
    ...
};

interface Set : Collection {
    Set                 create_union(in Set other_set);
    ...
    boolean             is_subset_of(in Set other_set);
    ...
};

interface Bag : Collection {
    unsigned long       occurrences_of(in any element);
    Bag                 create_union(in Bag other_bag);
    ...
};
interface List : Collection {
    exception           Invalid_Index{unsigned_long index;};
    any                 remove_element_at(in unsigned long position)
                                raises(InvalidIndex);
    any                 retrieve_element_at(in unsigned long position)
                                raises(InvalidIndex);
    void                replace_element_at(in any element, in unsigned long position)
                                raises(InvalidIndex);
    void                insert_element_after(in any element, in unsigned long position)
                                raises(InvalidIndex);
    ...
    void                insert_element_first(in any element);
    ...
    any                 remove_first_element() raises(InvalidIndex);
    ...
    any                 retrieve_first_element() raises(InvalidIndex);
    ...
    List                concat(in List other_list);
    void                append(in List other_list);
    };
```

FIGURA 21.1c Visão geral das definições da interface para parte do modelo de objetos ODMG. Definições de interfaces padrões para objetos coleção.

```
interface Array : Collection {
    exception       Invalid_Index{unsigned_long index;};
    any             remove_element_at(in unsigned long index)
                        raises(InvalidIndex);
    any             retrieve_element_at(in unsigned long index)
                        raises(InvalidIndex);
    void            replace_element_at(in unsigned long index, in any element)
                        raises(InvalidIndex);
    void            resize(in unsigned long new_size);
};

struct Association {any key; any value;};

interface Dictionary : Collection {
    exception       KeyNotFound{any key; };
    void            bind(in any key, in any value);
    void            unbind(in any key) raises(KeyNotFound);
    any             lookup(in any key) raises(KeyNotFound);
    boolean         contains_key(in any key);
};
```

FIGURA 21.1c Visão geral das definições da interface para parte do modelo de objetos ODMG. Definições de interfaces padrões para *objetos* coleção. (*continua*ção)

No modelo de objetos, todos os objetos herdam a interface básica de Object mostrada na Figura 21.1a. Dessa forma, as operações básicas que são herdadas por todos os objetos (da interface Object) são: `copy` (cria uma nova cópia do objeto), `delete` (exclui o objeto) e `same_as` (compara a identidade do objeto com outro objeto).[12] Em geral, as operações são aplicadas aos objetos utilizando-se a **notação de ponto**. Por exemplo, dado um objeto `o`, para compará-lo a um outro objeto `p`, escrevemos

```
o.same_as(p)
```

O resultado retornado por essa expressão é um valor lógico que pode ser verdadeiro se a identidade de `p` for a mesma de `o` e falso caso contrário. De modo semelhante, para criar uma cópia `p` do objeto `o` escrevemos

```
p = o.copy()
```

Uma alternativa à notação de ponto é a **notação de seta**: `o->same_as(p)` ou `o->copy()`.

A herança de tipo que é usada para definir relacionamentos tipo/subtipo é especificada no modelo de objetos com uso da notação de dois pontos (:), como na linguagem de programação C++. Assim, na Figura 21.1 pode-se observar que todas as interfaces, como Collection, Date e Time, são herdeiras da interface básica Object. No modelo de objetos há dois tipos principais de objetos: (1) objetos coleção, descritos na Seção 21.1.2, e (2) objetos atômicos (e estruturados), descritos na Seção 21.1.3.

21.1.2 Interfaces Embutidas para Objetos Coleção

Qualquer **objeto coleção** é herdeiro da interface básica Collection apresentada na Figura 21.1c, que mostra as operações para todos os objetos coleção. Dado um objeto coleção `o`, a operação `o.cardinality()` retorna o número de elementos da coleção. A operação `o.is_empty()` retorna verdadeiro se a coleção for vazia, e falso caso contrário. As operações `o.insert_element(e)` e `o.remove_element(e)` incluem ou excluem um elemento `e` da coleção `o`. Finalmente, a operação `o.contains_element(e)` retorna verdadeiro se a coleção `o` incluir o elemento `e`, caso contrário, retorna falso. A operação `i = o.create_iterator()` cria um **objeto de iteração** `i` para a coleção `o`, que pode interagir com todos os elementos da coleção. A interface para objetos `iterator` também é mostrada na Figura 21.1c. A operação `i.reset()` posiciona o iterativo no primeiro elemento da coleção. (para uma coleção não ordenada, este seria um elemento qualquer) e `i.next_position()` posiciona o iterativo no próximo elemento. A operação `i.get_element()` recupera o **elemento corrente**, que é o elemento no qual o `iterativo` está posicionado naquele momento.

---

12 Outras operações para *locking* são definidas para objetos, as quais não são mostradas na Figura 21.1. Discutimos conceitos de *locking* para bancos de dados no Capítulo 18.

O modelo de objetos ODMG utiliza **exceções** para relatar erros ou determinadas condições. Por exemplo, a exceção `ElementNotFound` (Elemento não encontrado) na interface `Collection` seria originada pela operação `o.remove_element(e)` caso `e` não seja um elemento da coleção `o`. A exceção `NoMoreElements` (Nenhum outro elemento) na interface do iterativo seria gerada pela operação `i.next_position()` caso o iterativo estivesse posicionado naquele momento no último elemento da coleção, não existindo assim nenhum elemento para o iterativo referir-se.

Os objetos coleção são mais especializados como `Set`, `List`, `Bag`, `Array` e `Dictionary`, que herdam as operações da interface `Collection`. Um tipo de objeto `Set<t>` pode ser utilizado para criar objetos de modo que o valor do objeto `o` seja *um conjunto cujos elementos sejam do tipo* `t`. A interface para `Set` inclui a operação adicional `p = o.create_union(s)` (Figura 21.1c) a qual retorna um novo objeto `p` do tipo `Set<t>` que corresponde à união dos dois conjuntos `o` e `s`. Outras operações semelhantes à `create_union` (não mostradas na Figura 21.1c) são `create_intersection(s)` e `create_diference(s)`. As operações para comparação de conjuntos incluem a operação `o.is_subset_of(s)`, que retorna verdadeiro se o conjunto de objetos de `o` for um subconjunto de um outro conjunto de objetos `s`, e retorna falso caso contrário. Operações semelhantes (não mostradas na Figura 21.1c) são `is_proper_subset_of(s)`, `is_superset_of(s)` e `is_proper_superset_of(s)`. O tipo de objeto `Bag<t>` permite elementos duplicados na coleção e também é herdeiro da interface `Collection`. Ele possui três operações — `create_union(b)`, `create_intersection(b)` e `create_difference(b)` — todas retornando um novo objeto do tipo `Bag<t>`. Por exemplo, `p = o.create_union(b)` retorna um objeto `p` do tipo Bag, que é a união de `o` e `b` (armazenando as duplicatas). A operação `o.occurrences_of(e)` retorna o número de ocorrências duplicadas do elemento `e` na bag `o`.

Um objeto do tipo `List<t>` herda todas as operações de `Collection` e pode ser utilizado para se criar coleções nas quais a ordem dos elementos seja importante. O valor de cada objeto `o` é uma *lista ordenada cujos elementos são do tipo* `t`. Assim, podemos nos referenciar ao primeiro, ao último e ao `i`-ésimo elemento da lista. Além disso, quando adicionamos um elemento à lista, devemos especificar nela a posição em que o elemento é inserido. Algumas das operações de lista são mostradas na Figura 21.1c. Se `o` é um objeto do tipo `List<t>`, a operação `o.insert_element_first(e)` (Figura 21.1c) insere o elemento `e` antes do primeiro elemento na lista `o`, de modo que `e` se torna o primeiro elemento na lista. Uma operação semelhante (não mostrada) é `o.insert_element_last(e)`. A operação `o.insert_element_after(e,i)` da Figura 21.1c insere o elemento `e` após o `i`-ésimo elemento existente em `o` e lança a exceção `InvalidIndex` caso não exista o `i`-ésimo elemento em `o`. Uma operação semelhante (não mostrada) é `o.insert_element_before(e,i)`. As operações para remover elementos de uma lista são `e = o.remove_first_element()`, `e = o.remove_last_element()` e `e = o.remove_element_at(i)`; essas operações removem os elementos indicados da lista e retornam o elemento como resultado da operação. Outras operações recuperam um elemento sem removê-lo da lista. São elas `e = o.retrieve_first_element()`, `e = o.retrieve_last_element()` e `e = o.retrieve_element_at(i)`. Por fim, são definidas duas operações para manipular listas. São elas `p = o.concat(l)`, que cria uma nova lista `p` que é a concatenação das listas `o` e `l` (os elementos da lista `o` seguidos pelos da lista `l`) e `o.append(i)`, que acresce os elementos da lista `i` ao final da lista `o` (sem criar uma nova lista de objetos).

O tipo de objeto `Array<t>` também herda as operações de `Collection`. Um `array` é semelhante a uma lista, com exceção de que possui um número fixo de elementos. As operações específicas para um objeto `Array o` são `o.replace_element_at(i,e)`, que substitui o elemento do *array* da posição `i` pelo elemento `e`; `e = o.remove_element_at(i)`, que recupera o `i`-ésimo elemento, trocando-o por um valor nulo; e `e = o.retrieve_element_at(i)`, que simplesmente recupera o `i`-ésimo elemento do *array*. Qualquer uma dessas operações pode lançar a exceção `InvalidIndex` caso `i` seja maior que o tamanho do *array*. A `operação o.resize(n)` modifica o número de elementos do *array* para `n`.

O último tipo de objetos de coleção é o tipo `Dictionary<k, v>`. Esse tipo permite a criação de uma coleção de pares de associação `<k, v>`, em que os valores de todas as chaves `k` são únicos. Isso permite a recuperação associativa de determinado par fornecendo-se seu valor de chave (semelhante a um índice). Se `o` é um objeto coleção do tipo `Dictionary<k,v>`, então `o.bind(k,v)` liga o valor `v` à chave `k` como associação `<k,v>` na coleção, enquanto `o.unbind(k)` exclui a associação com `o`, e `v = o.lookup(k)` retorna o valor `v` associado à chave `k` em `o`. As duas últimas operações podem lançar a exceção `KeyNotFound`. Por fim, `o.contains_key(k)` retorna verdadeiro se a chave `k` existe em `o`, e falso caso contrário.

A Figura 21.2 é um diagrama que ilustra a hierarquia de herança das estruturas embutidas do modelo de objetos. As operações são herdadas dos supertipos para os subtipos. As interfaces de objetos coleção descritas acima *não* são *diretamente instanciáveis*, isto é, não é possível criar objetos baseados nessas interfaces. Por sua vez, as interfaces podem ser utilizadas para especificar objetos coleção definidos pelo usuário — dos tipos *Set*, *Bag*, *List*, *Array* e *Dictionary* — para certa aplicação de banco de dados. Quando um usuário projeta um esquema do banco de dados, irá declarar suas próprias interfaces e classes de objetos que são relevantes à aplicação de banco de dados. Se uma interface ou classe for um dos objetos da coleção, digamos, um *Set*, herdará as operações da interface *Set*. Por exemplo, na aplicação de banco de dados da UNIVERSIDADE, o usuário pode especificar uma classe para `Set<Aluno>`, cujos objetos seriam conjuntos de objetos Aluno. O programador pode, então, utilizar as ope-

rações para `Set<t>` para manipular um objeto do tipo `Set<Aluno>`. A criação das classes de aplicação normalmente é feita utilizando a linguagem de definição de objetos ODL (Seção 21.2).

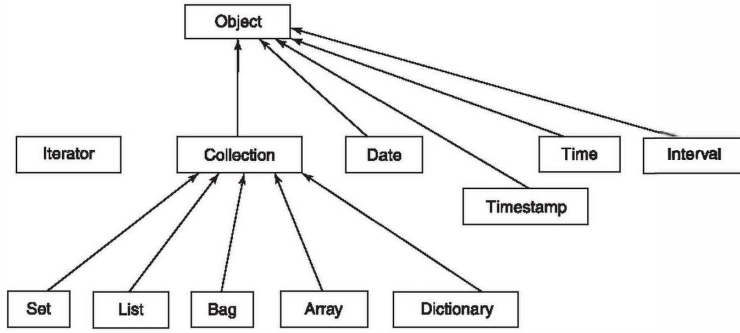


FIGURA 21.2 Hierarquia de herança para as interfaces embutidas do modelo de objetos.

É importante observar que todos os objetos de determinada coleção *têm de ser do mesmo tipo*. Assim, embora a palavra-chave `any (qualquer)` apareça nas especificações das interfaces de coleções da Figura 21.1c, isso não significa que objetos de quaisquer tipos possam estar misturados em uma mesma coleção. Ao contrário, isso significa que qualquer tipo pode ser utilizado quando da especificação do tipo de elementos para certa coleção (incluindo outros tipos de coleção!).

21.1.3 Objetos Atômicos (Definidos pelo Usuário)

A seção anterior descreveu os tipos coleções embutidos (*built-in*) do modelo de objetos. Será discutido agora como os tipos objetos para *objetos atômicos* podem ser construídos. Eles são definidos com o uso da palavra-chave **class** na ODL. No modelo de objetos, qualquer um deles definido pelo usuário que não seja um objeto coleção é denominado **objeto atômico**.[13] Por exemplo, no banco de dados da aplicação UNIVERSIDADE, o usuário pode especificar um tipo objeto (classe) para objetos Aluno. A maioria desses objetos será de **objetos estruturados**; por exemplo, um objeto Aluno possuirá uma estrutura complexa, com muitos atributos, relacionamentos e operações, mas ainda será considerado um objeto atômico por não ser uma coleção. Esse tipo de objeto definido pelo usuário é definido como uma classe pela especificação de suas **propriedades** e **operações**. As propriedades definem o estado do objeto e são, ainda, diferenciadas entre **atributos** e **relacionamentos**. Nesta subseção, serão tratados os três tipos de componentes — atributos, relacionamentos e operações — que um tipo objeto definido pelo usuário para objetos atômicos (estruturados) pode conter. Essa discussão será ilustrada com as duas classes — `Empregado` e `Departamento` — mostradas na Figura 21.3.

Um **atributo** é uma propriedade que descreve algum aspecto de um objeto. Os atributos possuem valores, os quais normalmente são literais que possuem estruturas simples ou complexas armazenadas no objeto. Entretanto, os valores de atributos também podem ser `Object_Ids` de outros objetos. Os valores de atributos também podem ser especificados por métodos que são utilizados para calcular o valor do atributo. Na Figura 21.3, os atributos para `Empregado` são `nome`, `ssn`, `datanascimento`, `sexo` e `idade`, e para `Departamento` são `dnome`, `dnumero`, `ger`, `localizacoes` e `projetos`.[14] Os atributos `ger` e `projetos` de `Departamento` possuem estrutura complexa e são definidos via **struct**, que corresponde ao *construtor tuple* do Capítulo 20. Assim, o valor de `ger` em cada objeto `Departamento` possuirá dois componentes: `gerente`, cujo valor é um `Object_Id` que referencia o objeto `Empregado` que gerencia o `Departamento`, e `datainicio`, cujo valor é uma `data`. O atributo localizações de `Departamento` é definido pelo construtor `set`, uma vez que cada objeto `Departamento` pode possuir um conjunto de localizações.

13 Como mencionado anteriormente, essa definição de *objeto atômico* no modelo de objetos ODMG é diferente da definição do construtor atom apresentada no Capítulo 20, e corresponde à definição adotada na maior parte da literatura sobre bancos de dados orientados a objetos.

14 Na Figura 21.3 estamos utilizando a notação da Linguagem de Definição de Objetos (ODL), que será discutida mais detalhadamente na Seção 21.2.

```
class Empregado
(   extent   todos_empregados
    key      ssn )
{
    attribute      string              nome;
    attribute      string              ssn;
    attribute      date                datanascimento;
    attribute      enum genero {M,F}   sexo;
    attribute      short               idade;
    relationship   Departamento        trabalha_em
                        inverse Departamento::possui_empregados;
    void           redesignar_empregado(string novo_dnome)
                        raises (dnome_invalido);
};

class Departamento
(   extent   todos_departamentos
    key      dnome, dnumero )
{
    attribute      string              dnome;
    attribute      short               dnumero;
    attribute      struct Ger_Depto {Empregado gerente, date datainicio}
                                       ger;
    attribute      set<string>         localizacoes;
    attribute      struct Projetos {string nomeprojeto, time horas_semana}
                                       projetos;
    relationship   set<Empregado>      possui_empregados inverse Empregado::trabalha_em;
    void           incluir_empregado(in string novo_enome) raises(enome_invalido);
    void           alterar_gerente(in string novo_nome_ger; in date datainicio);
};
```

FIGURA 21.3 Atributos, relacionamentos e operações em definição de classe.

Um **relacionamento** é uma propriedade que especifica que dois objetos em um banco de dados estão conjuntamente relacionados. No modelo de objetos ODMG, somente relacionamentos binários (Capítulo 3) são representados explicitamente, e cada relacionamento binário é representado por um *par de referências inversas* definidas pela palavra-chave relationship. Na Figura 21.3 existe um relacionamento que associa cada `Empregado` ao `Departamento` no qual ele trabalha — o relacionamento `trabalha_em` de `Empregado`. Na direção inversa, cada `Departamento` é relacionado ao conjunto de `Empregados` que trabalham no `Departamento` — o relacionamento `possui_empregados` de `Departamento`. A palavra-chave `inverse` especifica que essas duas propriedades definem um único relacionamento conceitual em direções inversas.[15] Por essa especificação, o sistema de banco de dados pode manter a integridade referencial do relacionamento automaticamente. Isto é, se o valor de `trabalha_em` para determinado `Empregado` e se refere ao `Departamento d`, então o valor de `possui_empregados` para o `Departamento d` deve incluir uma referência para e em seu conjunto de referências para `Empregados`. Se o projetista do banco de dados desejar definir um relacionamento em *uma única direção*, o mesmo deve ser modelado como um atributo (ou operação). Um exemplo é o componente `gerente` do atributo `ger` em `Departamento`.

Além de atributos e relacionamentos, o projetista pode incluir **operações** em especificações de tipos (ou classes) de objetos. Cada tipo objeto pode possuir um número de **assinaturas de operação**, as quais especificam o nome da operação, seus tipos de argumento e seu valor de resposta, se aplicável. Os nomes das operações são únicos para cada tipo objeto, mas eles podem ser repetidos se existir o mesmo nome de operação aparecendo em diferentes tipos objetos. A assinatura da operação também pode especificar nomes de **exceções** que podem ocorrer durante a execução do programa. A implementação da operação incluirá o código referente a essas exceções. Na Figura 21.3, a classe `Empregado` possui uma operação, `redesignar_empregado`, e a classe `Departamento`, duas operações, `incluir_empregado` e `alterar_gerente`.

21.1.4 Interfaces, Classes e Herança

No modelo de objetos ODMG, existem dois conceitos para especificar tipos objetos: interfaces e classes. Além disso, há dois tipos de relacionamentos de herança. Nesta seção serão discutidas as diferenças e similaridades entre esses conceitos. Seguindo

15 O Capítulo 3 abordou como um relacionamento pode ser representado por dois atributos em direções inversas.

a terminologia ODMG, será utilizada a palavra **comportamento** para referenciar *operações*, e **estado** para referenciar *propriedades* (atributos e relacionamentos).

Uma **interface** é uma especificação do comportamento abstrato de um tipo objeto, que especifica as assinaturas das operações. Embora uma interface possa possuir propriedades de estado (atributos e relacionamentos) como parte de sua especificação, estas *não podem* ser herdadas da interface, conforme veremos. Uma interface também é **não instanciável** — isto é, não podem ser criados objetos que correspondam à definição da interface.[16]

Uma **classe** é a especificação tanto do comportamento abstrato como do estado abstrato de um tipo objeto e é **instanciável** — ou seja, pode criar instâncias de objetos individuais correspondentes à definição da classe. Por não serem instanciáveis, as interfaces são utilizadas principalmente para especificar operações abstratas que podem ser herdadas por classes ou por outras interfaces. Isso é chamado **herança de comportamento** e é especificado pelo símbolo "**:**".[17] Assim, no modelo de objetos ODMG a herança de comportamento exige que o supertipo seja uma interface, enquanto o subtipo pode ser uma classe ou uma outra interface.

Outro relacionamento de herança, chamado EXTENSÃO e especificado pela palavra-chave **extends**, é utilizado para herdar estado e comportamento estritamente entre classes. Em uma herança de EXTENSÃO, tanto o supertipo como o subtipo devem ser classes. A herança múltipla por EXTENSÃO não é permitida. Porém, a herança múltipla é permitida para herança de comportamento pelo símbolo ":". Assim, uma interface pode herdar comportamentos de várias outras interfaces. Uma classe pode também herdar comportamento de outras interfaces via ":", além de herdar comportamento e estado de, *no máximo, uma* outra classe por EXTENSÃO. Na Seção 21.2 serão apresentados exemplos de como esses dois relacionamentos de herança — ":" e EXTENSÕES — podem ser utilizados.

21.1.5 Extensões, Chaves e Objetos Fábrica

No modelo de objeto ODMG, o projetista de banco de dados pode declarar uma **extensão (extent)** para qualquer tipo de objeto que esteja definido por meio de uma declaração de **classe (class)**. Um nome é atribuído à extensão, e esta irá conter todos os objetos persistentes dessa classe. Assim, uma extensão comporta-se como um conjunto de objetos que mantém todos os objetos persistentes da classe. Na Figura 21.3, as classes `Empregado` e `Departamento` possuem extensões chamadas `todos_empregados` e `todos_departamentos`, respectivamente. Isso é semelhante à criação de dois objetos — o primeiro do tipo `Set<Empregado>` e o segundo do tipo `Set<Departamento>` — e torna-os persistentes nomeando-os como `todos_empregados` e `todos_departamentos`. As extensões também são utilizadas para impor automaticamente o relacionamento conjunto/subconjunto entre as extensões de um supertipo e seu subtipo. Se duas classes `A` e `B` têm como extensões `todos_A` e `todos_B`, e a classe `B` é um subtipo da classe `A` (isto é, a classe `B` EXTENDS a classe `A`), então, em qualquer momento, a coleção de objetos em `todos_B` deve ser um subconjunto dos elementos em `todos_A`. Essa condição é automaticamente imposta pelo sistema de banco de dados.

Uma classe com extensão pode possuir uma ou mais chaves. Uma **chave** consiste em uma ou mais propriedades (atributos ou relacionamentos) cujos valores estão restritos a serem únicos para cada objeto na extensão. Por exemplo, na Figura 21.3, a classe `Empregado` possui o atributo `ssn` como chave (cada objeto `Empregado` na extensão deve possuir um único valor para `ssn`) e a classe `Departamento` possui duas chaves distintas: `dnome` e `dnumero` (cada `Departamento` deve possuir um único `dnome` e um único `dnumero`). Para uma chave composta[18] que é formada por várias propriedades, as propriedades que compõem a chave estão contidas entre parênteses. Por exemplo, se uma classe `Veiculo` com uma extensão `todos_veiculos` possui uma chave formada pela combinação dos atributos `estado` e `numero_licenca`, estes devem estar colocados entre parênteses na forma (`estado`, `numero_licenca`) na declaração da chave.

A seguir, apresentamos o conceito de **objeto fábrica** — um objeto que pode ser utilizado para gerar ou criar objetos individuais por meio de suas operações. Algumas das interfaces dos objetos fábrica que fazem parte do modelo de objetos ODMG são mostradas na Figura 21.4. A interface `ObjectFactory` possui uma única operação, `new()`, que retorna um novo objeto com um `Object_Id`. Por meio da herança dessa interface, os usuários podem criar suas próprias interfaces fábrica para cada tipo de objeto definido pelo usuário (atômico), e o programador pode implementar a operação *new* diferentemente para cada tipo de objeto. A Figura 21.4 também mostra uma interface `DateFactory` (`FabricadeDatas`), que possui operações adicionais para criar um novo `calendar_date` (`data_calendario`) e um objeto cujo valor corresponde à data atual (`current_date`), entre outras

16 Essa definição é similar ao conceito de classe abstrata na linguagem de programação C++.

17 O relatório do ODMG chama também herança de interface como relacionamentos tipo/subtipo, é-um e generalização/especialização, apesar de a literatura utilizar esses termos para descrever herança tanto de estado como de operações (capítulos 4 e 20).

18 Uma chave composta é chamada *chave combinada* no relatório do ODMG.

operações (não mostradas na Figura 21.4). Como podemos observar, um objeto fábrica basicamente oferece suporte a **operações de construtores** para novos objetos.

Finalmente, discutimos o conceito de **banco de dados**. Pelo fato de um SGBDO poder criar muitos bancos de dados diferentes, cada um com seu próprio esquema, o modelo de objetos ODMG possui as interfaces para objetos `DatabaseFactory` e `Database`, conforme mostrado na Figura 21.4. Cada banco de dados possui seu próprio identificador de banco de dados e a operação **bind** pode ser utilizada para atribuir nomes individuais únicos para objetos persistentes em determinado banco de dados. A operação **lookup** retorna um objeto de um banco de dados que possui um nome de objeto (`object_name`) específico e a operação **unbind** exclui o nome de um objeto persistente especificado no banco de dados.

```
interface ObjectFactory {
    Object          new();
};

interface DateFactory : ObjectFactory {
    exception       InvalidDate{};
    ...
    Date            calendar_date( in unsigned short year,
                                   in unsigned short month,
                                   in unsigned short day)
                    raises(InvalidDate);
    ...
    Date            current();
};

interface DatabaseFactory {
    Database        new();
};
interface Database {
    void            open(in string database_name);
    void            close();
    void            bind(in any some_object, in string object_name);
    Object          unbind(in string name);
    Object          lookup(in string object_name)
                        raises(ElementNotFound);
    ...
};
```

FIGURA 21.4 Interfaces para ilustrar objetos fábrica e objetos de banco de dados (*database*).

21.2 ODL — A Linguagem de Definição de Objetos

Após a visão geral, na seção anterior, do modelo de objetos ODMG, mostraremos agora como esses conceitos podem ser empregados para criar um esquema de banco de dados de objetos utilizando a linguagem de definição de objetos ODL.[19] A ODL é projetada para dar suporte aos construtores semânticos do modelo de objetos ODMG e é independente de qualquer linguagem de programação em particular. Seu principal uso consiste em criar especificações de objetos — isto é, classes e interfaces. Assim, a ODL não é uma linguagem de programação completa. Um usuário pode especificar um esquema de banco de dados em ODL independentemente de qualquer linguagem de programação, para então utilizar o *binding* específico com a linguagem para especificar como os componentes em ODL podem ser mapeados para componentes em linguagens de programação específicas, como C++, SMALLTALK e JAVA. Uma visão geral do *binding* com a linguagem C++ será mostrada na Seção 21.4.

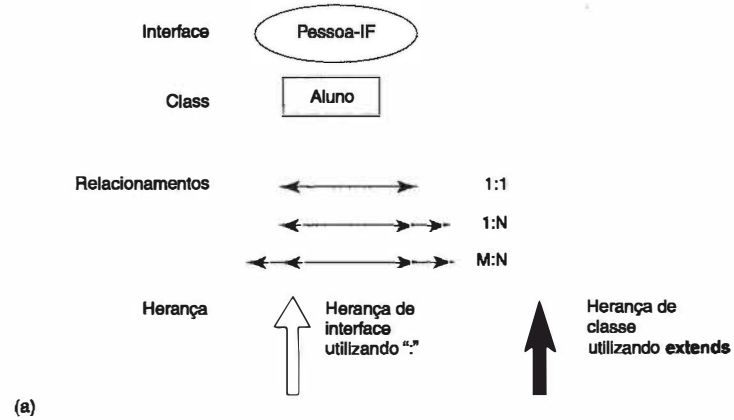
A Figura 21.5b mostra um possível esquema de objetos para parte do banco de dados UNIVERSIDADE, o qual foi apresentado no Capítulo 4. Os conceitos da ODL serão descritos utilizando-se este exemplo e outro da Figura 21.7. A notação gráfica para a Figura 21.5b é mostrada na Figura 21.5a e pode ser considerada uma variação dos diagramas EER (Capítulo 4) com a adição do conceito de herança de interface, mas sem vários conceitos do EER, como categorias (tipos *union*) e atributos de relacionamentos.

A Figura 21.6 apresenta um possível conjunto de definições de classes em ODL para o banco de dados UNIVERSIDADE. Geralmente pode haver vários possíveis mapeamentos de um diagrama de esquema de objetos (ou um diagrama de esquema EER) para classes ODL. Discutiremos essas opções mais adiante, na Seção 21.5.

19 A sintaxe e os tipos de dados da ODL devem ser compatíveis com a linguagem de definição de interface (IDL) do CORBA (*Common Object Request Broker Architecture*) com extensões para relacionamentos e outros conceitos de bancos de dados.

A Figura 21.6 mostra um modo direto para se mapear parte do banco de dados UNIVERSIDADE do Capítulo 4. Os tipos de entidades são mapeados para classes ODL, e a herança é definida com o uso de *EXTENDS*. Entretanto, não há nenhum método para mapear categorias (tipos *union*) ou para tratar herança múltipla. Na Figura 21.6, as classes `Pessoa`, `Professor`, `Aluno` e `Grad_Aluno` possuem as extensões `Pessoas`, `Professor`, `Alunos` e `Grad_Aluno`, respectivamente. `Professor` e `Aluno` são herdeiros (EXTENDS) de `Pessoa`, enquanto `Grad_Aluno` herda (EXTENDS) de `Aluno`. Desse modo, a coleção de `Aluno` (e a coleção de `Professor`) estará restrita a ser um subconjunto da coleção de `Pessoa` em dado momento. Do mesmo modo, a coleção de `Grad_Aluno` será um subconjunto de `Alunos`. Ao mesmo tempo, objetos individuais de `Aluno` e `Professor` herdarão as propriedades (atributos e relacionamentos) e operações de `Pessoa`, e os objetos individuais de `Grad_Aluno` serão herdeiros dos objetos da classe `Aluno` equivalentes.

As classes `Departamento`, `Curso`, `Disciplina` e `DisciplinaOferecida` na Figura 21.6 são diretamente mapeadas a partir dos tipos de entidade correspondentes da Figura 21.5b. Porém, a classe `Nota` exige alguma explicação. A classe `Nota` corresponde ao relacionamento M:N entre `Aluno` e `Disciplina` da Figura 21.5b. O motivo de se definir uma classe separada (em vez de um par de relacionamentos inversos) é que ela inclui o atributo de relacionamento `Nota`.[20]



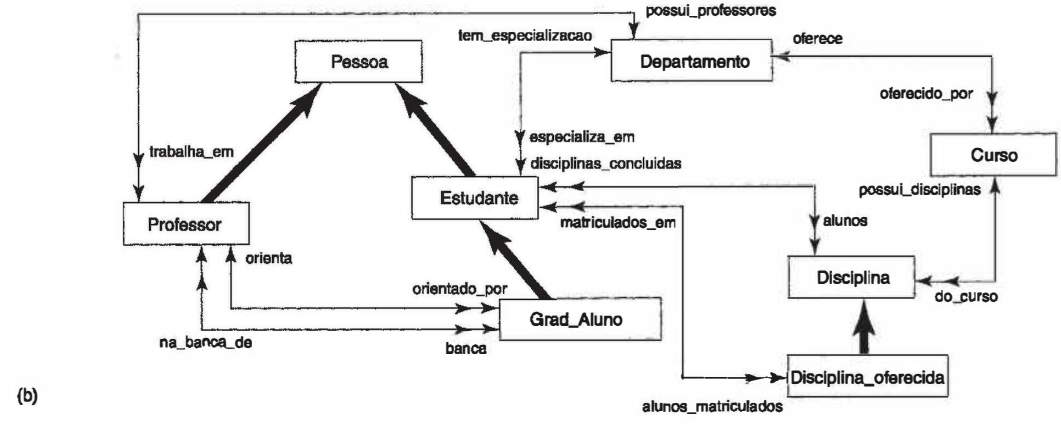


FIGURA 21.5 Um exemplo de um esquema de banco de dados. (a) Notação gráfica para representação de esquemas ODL. (b) Esquema gráfico de banco de dados de objetos para parte do banco de dados UNIVERSIDADE.

20 Discutiremos mapeamentos alternativos para atributos de relacionamento na Seção 21.5.

```
class  Pessoa
(  extent  pessoas
   key     ssn )
{
   attribute   struct Pnome {string pnome, string mnome, string unome }
                                        nome;
   attribute   string                   ssn;
   attribute   date                     datanascimento;
   attribute   enum Genero{M, F}        sexo;
   attribute   struct Endereco
               {string rua, short nro, short nroapto, string cidade, string estado, short CEP }
                                        endereco;
   short  idade();
};

class Professor extends Pessoa
(  extent professores )
{
   attribute      string          classificacao;
   attribute      float           salario;
   attribute      string          sala;
   attribute      string          telefone;
   relationship   Departamento    trabalha_em inverse Departamento::possui_professor;
   relationship set<Grad_Aluno > orienta inverse Grad_Aluno::orientado_por;
   relationship set<Grad_Aluno > na_banca_de
                                  inverse Grad_Aluno::banca;
   void  dar_aumento(in float aumento);
   void  promover(in string nova_classificacao);
};

class Nota
(  extent notas )
{
   attribute   enum Valor_nota{A,B,C,D,F,I,P}
                        nota;
   relationship Disciplina disciplina inverse Disciplina::alunos;
   relationship Aluno aluno inverse Aluno::disciplinas_concluidas;
};

class Aluno extends Pessoa
(  extent alunos )
{
   attribute      string          categoria;
   attribute      Departamento    estuda_em;
   relationship   Departamento especializa_em inverse Departamento::forma_especialistas;
   relationship set<Nota> disciplinas_completadas inverse Nota::aluno;
   relationship set<Disciplina_oferecida> matriculado_em
                                    inverse Disciplina_oferecida::alunos_matriculados;
   void  alterar_especializacao (in string dnome) raises (nome_departamento_invalido);
   float  mdc();     /*média de disciplinas concluídas */
   void  matricular(in short cod_disciplina) raises (disciplina_invalida);
   void  atribui_avaliacao(in short cod_disciplina; in Valor_Nota nota)
                                  raises (disciplina_invalida, nota_invalida);

class Grau
{
   attribute   string      faculdade;
   attribute   string      grau;
   attribute   string      ano;
};

class Grad_Aluno extends Aluno
```

FIGURA 21.6 Um possível esquema ODL para o banco de dados UNIVERSIDADE da Figura 21.5b.

```
(   extent Grad_Aluno)
{
    attribute   set<Grau> graus;
    relationship Professor orientado_por inverse Professor::orienta;
    relationship set<Professor> banca inverse Professor::na_banca_de;
    void atribui_orientador(in string unome; in string pnome)
                    raises (professor_invalido);
     void nomeia_membro_banca(in string unome; in string pnome)
                    raises (professor_invalido);
};

class Departamento
(   extent departamentos key dnome )
{
    attribute   string      dnome;
    attribute   string      dtelefone;
    attribute   string      dsala;
    attribute   string      faculdade;
    attribute   Professor   coordenador;
    relationship set<Professor> possui_professores inverse Professor::trabalha_em;
    relationship set <Aluno> forma_especialistas inverse Aluno::especializa_em;
    relationship set<Curso> oferece inverse Curso::oferecido_em;
};

class Curso
(   extent cursos key nroc )
{
    attribute   string      nomec;
    attribute   string      nroc;
    attribute   string      descricao;
    relationship set<Disciplina> possui_disciplinas inverse Disciplina::do_curso;
    relationship Departamento oferecido_por inverse Departamento::oferece;
};

class Disciplina
(   extent disciplinas )
{
    attribute   short       nrod;
    attribute   string      ano;
    attribute   enum Trimestre(Primeiro, Segundo, Terceiro, Quarto) trim;
    relationship set<Nota> alunos inverse Nota::disciplina;
    relationship Curso do_curso inverse Curso::possui_disciplinas;
};

class Disciplina_oferecida extends Disciplina
(   extent disciplinas_oferecidas )
{
    relationship set<Aluno> alunos_matriculados inverse Aluno::matriculado_em;
    void    matricular_aluno(in string ssn)
                raises(aluno_invalido, disciplina_sem_vagas);
};
```

FIGURA 21.6 Um possível esquema ODL para o banco de dados. UNIVERSIDADE da Figura *21.5b (con*tinuação).

Dessa forma, o relacionamento M:N é mapeado para a classe `Nota`, e um par de relacionamentos 1:N, entre `Aluno` e `Nota` e outro entre `Disciplina` e `Nota`.[21] Esses dois relacionamentos são representados pelas seguintes propriedades de relacionamento: `disciplinas_concluidas` de `Aluno`, `disciplina` e `aluno` de `Nota` e `alunos` de `Disciplina` (Figura 21.6). Finalmente, a classe `Grau` é utilizada para representar o atributo composto multivalorado `Grau` de `Grad_Aluno` (Figura 4.10).

21 Semelhante ao modo como um relacionamento M:N é mapeado no modelo relacional (Capítulo 7) e no modelo de rede (Apêndice C).

Em razão de o exemplo anterior não incluir nenhuma interface, mas somente classes, apresentaremos agora um outro exemplo para ilustrar interfaces e herança de interface (comportamento). A Figura 21.7 é parte de um esquema de banco de dados para armazenar objetos geométricos. Uma interface `ObjetoGeometrico` é especificada, com operações para calcular o `perímetro` e a `área` de um objeto geométrico, mais as operações para `transladar` (mover) e `rotacionar` um objeto. Outras classes (`Retangulo`, `Triangulo`, `Circulo`, ...) são herdeiras da interface `ObjetoGeometrico`. Dado que `ObjetoGeometrico` é uma interface, ela é não instanciável — ou seja, nenhum objeto pode ser criado baseado diretamente nessa interface. Contudo, objetos do tipo `Retangulo`, `Triangulo`, `Circulo` ... podem ser criados e esses objetos herdam todas as operações da interface `ObjetoGeometrico`. Observe que, com a herança de interface, somente operações são herdadas, não propriedades (atributos ou relacionamentos). Desse modo, se uma propriedade é necessária em uma herança de classes, deve ser repetida na definição de classes, como o atributo `ponto_de_referencia` da Figura 21.7. Deve ser notado que a herança de operações pode possuir diferentes implementações em cada classe. Por exemplo, as implementações de `area` e `perimetro` podem ser diferentes para `Retangulo`, `Triangulo` e `Circulo`.

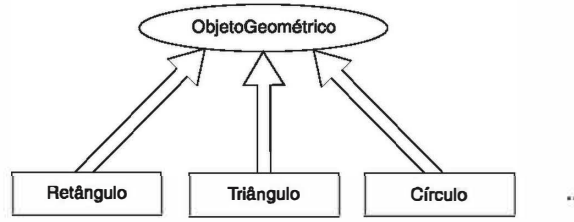


FIGURA 21.7a Uma ilustração de herança de interface por meio de ":". Representação gráfica do esquema.

É permitida a *herança múltipla* de interfaces para uma classe, assim como herança múltipla de interfaces por outra interface. Entretanto, com herança com EXTENDS (herança de classe), a herança múltipla *não é permitida*. Assim, uma classe pode ser herdeira, por meio de EXTENDS, de no máximo uma classe (além de herdar de nenhuma até muitas interfaces).

```
interface ObjetoGeometrico
{
    attribute     enum Formato{Retangulo,Triangulo,Circulo...} formato;
    attribute     struct Ponto {short x, short y}        ponto_de_referencia;
    float   perimetro();
    float   area();
    void    transladar(in short x_translacao; in short y_translacao);
    void    rotacionar(in float angulo_de_rotacao);
};

class Retangulo : ObjetoGeometrico
( extent retangulos    )
{
    attribute     struct Ponto {short x, short y}  ponto_de_referencia;
    attribute     short            comprimento;
    attribute     short            altura;
    attribute     float            angulo_de_orientacao;
};

class Triangulo : ObjetoGeometrico
( extent triangulos )
{
    attribute     struct Ponto {short x, short y}  ponto_de_referencia;
    attribute     short            lado_1;
    attribute     short            lado_2;
    attribute     float            angulo_lado1_lado2;
    attribute     float            angulo_de_orientacao_lado1;
```

FIGURA 21.7b Ilustração de herança de interface utilizando ":". Definições de interfaces e classes correspondentes em ODL.

```
};
class Circulo : ObjetoGeometrico
( extent circulos )
{
    attribute      struct Ponto {short x, short y} ponto_de_referencia;
    attribute      short                raio;
};
...
```

FIGURA 21.7b Ilustração de herança de interface utilizando ":". Definições de interfaces e classes correspondentes em ODL (cont.).

21.3 A LINGUAGEM DE CONSULTA DE OBJETOS (OQL)

A linguagem de consulta de objetos (OQL) é proposta para o modelo de objetos ODMG. É projetada para trabalhar acoplada com as linguagens de programação com as quais o modelo ODMG define um *binding*, como C++, SMALLTALK e JAVA. Assim, uma consulta OQL embutida em uma dessas linguagens de programação pode retornar objetos compatíveis com o sistema de tipos dessa linguagem. Além disso, as implementações das operações de classe em um esquema ODMG podem ter seus códigos escritos nessas linguagens de programação. A sintaxe OQL para consultas é semelhante à sintaxe da linguagem padrão de consulta relacional SQL, com características adicionais para conceitos ODMG, como identidade de objetos, objetos complexos, operações, herança, polimorfismo e relacionamentos.

Vamos primeiro discutir a sintaxe de consultas OQL simples e o conceito de utilização de objetos ou extensões com nomes como pontos de entrada no banco de dados, vistos na Seção 21.3.1. Em seguida, na Seção 21.3.2, discutiremos a estrutura de resultados de consultas e o uso de expressões de caminho para percorrer relacionamentos entre objetos. Outros recursos da OQL para manipular identidade de objetos, herança, polimorfismo e outros conceitos orientados a objetos são discutidos na Seção 21.3.3. Os exemplos para ilustrar consultas OQL baseiam-se no esquema do banco de dados UNIVERSIDADE apresentado na Figura 21.6.

21.3.1 Consultas OQL Simples, Pontos de Entrada do Banco de Dados e Variáveis de Iteração

A sintaxe básica da OQL é uma estrutura **`select... from... where...`**, igual a da SQL. Por exemplo, a consulta para recuperar os nomes de todos os departamentos na faculdade de 'Engenharia' pode ser escrita como:

```
Q0: SELECT   d.dnome
    FROM     d in departamentos
    WHERE    d.faculdade = 'Engenharia';
```

Em geral, é necessário um **ponto de entrada** para o banco de dados para cada consulta, que pode ser qualquer *objeto persistente nomeado*. Para muitas consultas, o ponto de entrada é o nome da **extensão** de uma classe. Recorde-se de que o nome da extensão é considerado como sendo o nome de um objeto persistente cujo tipo seja uma coleção (na maioria dos casos, um conjunto) de objetos da classe. Observando os nomes de extensões na Figura 21.6, o objeto nomeado `departamentos` é do tipo `set<Departamento>`; `pessoas` é do tipo `set<Pessoa>`; `professores` é do tipo `set<Professor>`; e assim por diante.

A utilização de um nome de extensão — `departamentos` em Q0 — como um ponto de entrada refere-se a uma coleção persistente de objetos. Sempre que uma coleção for referenciada em uma consulta OQL, devemos definir uma **variável de iteração**[22] — `d` em Q0 — que percorre cada objeto na coleção. Em muitos casos, como em Q0, a consulta irá selecionar certos objetos da coleção, com base nas condições especificadas na cláusula where. Em Q0, somente objetos persistentes `d` na coleção de departamentos que satisfazem a condição `d.faculdade = 'Engenharia'` são selecionados para o resultado da consulta. Para cada objeto selecionado `d`, o valor de `d.dnome` é recuperado no resultado da consulta. Assim, *o tipo do resultado* para Q0 é `bag<string>` porque o tipo de cada valor `dnome` é uma string (embora o verdadeiro resultado seja um set porque `dnome` é um atributo-chave). Em geral, o resultado de uma consulta seria do tipo *bag* para `select... from...` e do tipo *set* para `select distinct... from...`, como na SQL (a adição da palavra-chave `distinct` elimina duplicatas).

Utilizando-se o exemplo em Q0, existem três opções sintáticas para especificar variáveis de iteração:

d **in** departamentos

22 É similar às variáveis de tupla que percorrem as tuplas nas buscas da SQL.

departamentos d
departamentos **as** d
Utilizaremos a primeira construção em nossos exemplos.[23]

Os objetos nomeados utilizados como pontos de entrada para consultas em OQL não se limitam a nomes de extensões. Qualquer objeto persistente nomeado que se refira a um objeto atômico (simples) ou a um objeto coleção pode ser utilizado como um ponto de entrada para o banco de dados.

21.3.2 Resultados de Consultas e Expressões de Caminho

Em geral, o resultado de uma consulta pode ser de qualquer tipo que possa ser expresso no modelo de objetos ODMG. Uma consulta não precisa seguir necessariamente a estrutura `select... from... where...`; no caso mais simples, qualquer nome persistente por si mesmo é uma consulta, cujo resultado é uma referência a esse objeto persistente. Por exemplo, a consulta:

```
Q1: departamentos;
```

retorna uma referência à coleção de todos os objetos persistentes de departamento, cujo tipo seja `set<Departamento>`. Analogamente, suponha que tivéssemos atribuído (pela operação de ligação com o banco de dados — Figura 21.4) um nome persistente `departamentocc` a um único objeto de departamento (o departamento de ciência da computação); então, a consulta:

```
Q1a: departamentocc;
```

retorna uma referência a um objeto individual do tipo `Departamento`. Uma vez que um ponto de entrada é especificado, o conceito de **expressão de caminho (*path expression*)** pode ser utilizado para indicar o caminho de atributos e objetos relacionados. Normalmente, uma expressão de caminho inicia-se pelo *nome de um objeto persistente* ou pela variável de iteração que percorre os objetos individuais de uma coleção. Esse nome será acompanhado por zero ou mais nomes de relacionamentos ou nomes de atributos conectados utilizando-se a *notação de ponto*. Por exemplo, referindo ao banco de dados UNIVERSIDADE da Figura 21.6, mostramos, a seguir, exemplos de expressões de caminho, que também são consultas válidas em OQL:

```
Q2 : departamentocc.coordenador;
Q2a: departamentocc.coordenador.classificacao;
Q2b: departamentocc.possui_professores;
```

A primeira expressão Q2 retorna um objeto do tipo `Professor`, pois é o tipo do atributo `coordenador` da classe `Departamento`. Esta será uma referência ao objeto `Professor` que está relacionado ao objeto `Departamento` cujo nome persistente é `departamentocc` pelo atributo `coordenador`, ou seja, uma referência ao objeto `Professor` que é a pessoa que coordena o departamento de ciências da computação. A segunda expressão Q2a é semelhante, exceto que retorna a `classificacao` do objeto `Professor` (o coordenador de ciências da computação) em vez da referência ao objeto; assim, o tipo retornado por Q2a é uma string, que é o tipo de dado do atributo `classificacao` da classe `Professor`.

As expressões de caminho Q2 e Q2a retornam valores simples, pois os atributos `coordenador` (de `Departamento`) e `classificacao` (de `Professor`) são ambos mono valorados e aplicáveis a objetos simples. A terceira expressão, Q2b, é diferente; ela retorna um objeto do tipo `set<Professor>` mesmo quando aplicada a um objeto simples, pois é o tipo do relacionamento `possui_professor` da classe `Departamento`. A coleção retornada incluirá as referências a todos os objetos `Professor` que estão relacionados ao objeto persistente cujo nome persistente for `departamentocc` por meio do relacionamento `possui_professor`; ou seja, as referências a todos os objetos `Professor` que trabalham no departamento de ciências da computação. Porém, para retornar as classificações dos professores de ciências da computação *não podemos* escrever

```
Q3': departamentocc.possui_professores.classificacao;
```

Isso ocorre porque não está claro se o objeto retornado seria do tipo `set<string>` ou `bag<string>` (sendo a última mais provável, uma vez que vários professores podem possuir a mesma classificação). Em razão desse tipo de problema de ambigüidade, a OQL não permite expressões como Q3'. Para tal, deve ser utilizada uma variável de iteração sobre essas coleções como em Q3a e Q3b a seguir:

---

23 Observe que as duas últimas opções são semelhantes à sintaxe para especificar variáveis de tuplas em consultas SQL.

```
Q3a:  select   f.classificacao
      from     f in departamentocc.possui_professores;
Q3b:  select   distinct f.classificacao
      from     f in departamentocc.possui_professores;
```

Nesse caso, Q3a retorna uma bag<string> (valores de classificação duplicados aparecem no resultado) enquanto Q3b retorna um set<string> (os valores duplicados são excluídos por meio da palavra-chave distinct). Ambas, Q3a e Q3b, ilustram como uma variável de iteração pode ser definida na cláusula from para abranger determinada coleção especificada na consulta. A variável f em Q3a e Q3b abrange os elementos da coleção departamentocc.possui_professores, que é do tipo set<Professor>, e inclui apenas aqueles professores que são membros do departamento de ciência da computação.

Em geral, uma consulta OQL pode retornar um resultado com uma estrutura complexa especificada na própria consulta, pela utilização da palavra-chave struct. Considere os dois exemplos que seguem:

```
Q4:   departamentocc.coordenador.orienta;
Q4a:  select struct  (nome: struct(ultimo_nome: s.nome.unome,
                                   primeiro_nome: s.nome.pnome),
                      graus:(select struct (grau: d.grau,
                                            ano: d.ano,
                                            faculdade: d.faculdade)
                             from d in s.graus)
      from s in departamentocc.coordenador.orienta;
```

Aqui, Q4 é direto, retornando um objeto do tipo set<Grad_Aluno> como seu resultado; essa é a coleção dos alunos de pós-graduação que são orientados pelo coordenador do departamento de ciências da computação. Agora, suponha que seja necessária uma consulta para recuperar os primeiros e os últimos nomes desses alunos de pós-graduação, mais a lista das graduações anteriores de cada um. Isso pode ser escrito como em Q4a, em que a variável s corresponde à coleção dos alunos de pós-graduação orientados pelo coordenador, e a variável d corresponde aos graus de cada aluno s. O tipo do resultado de Q4a é uma coleção de structs (em primeiro nível) em que cada struct possui dois componentes: nome e graus.[24] O componente nome é uma outra estrutura formada pelo último e pelo primeiro nome, cada um sendo uma cadeia de caracteres simples. O componente graus é definido pela consulta embutida, sendo ele próprio uma coleção de structs adicionais (em segundo nível), cada uma com três strings como componentes: grau, ano e escola.

Observe que a OQL é *ortogonal* no que se refere à especificação de expressões de caminho. Isto é, os atributos, os relacionamentos e os nomes de operações (métodos) podem ser utilizados alternativamente dentro de expressões de caminho, enquanto não for comprometido o sistema de tipos da OQL. Por exemplo, podem-se escrever as seguintes consultas para recuperar a média das disciplinas cursadas (mdc) de todos os alunos da categoria 'superior' formando-se em ciências da computação, com o resultado ordenado por mdc constando o primeiro e o último nome:

```
Q5a:  selectstruct (ultimo_nome: s.nome.unome,
                    primeiro_nome: s.nome.pnome, mdc: s.mdc)
      from s in departamentocc.forma_especialistas
      where s.categoria = 'superior'
      order by mdc desc, ultimo_nome asc, primeiro_nome asc;
Q5b:  select struct (ultimo_nome: s.nome.unome,
                     primeiro_nome: s.nome.pnome, mdc: s.mdc)
      from s in alunos
      where s.especializa_em.dnome = 'Ciencias da Computação' and
            s.categoria = 'superior'
      order by mdc desc, ultimo_nome asc, primeiro_nome asc;
```

Q5a utiliza departamentocc como ponto de entrada nomeado para localizar diretamente a referência ao departamento de ciências da computação e depois localizar os alunos por meio do relacionamento forma_especialistas, enquanto Q5b pesquisa a extensão alunos para localizar todos os estudantes que se especializam naquele departamento. Observe como os nomes de atributos, os relacionamentos e as operações (métodos) são utilizados alternativamente (de modo ortogonal) em expressões de caminho: mdc é uma operação; especializa_em e forma_especialistas são relacionamentos; e categoria, nome, dnome, pnome e unome são atributos. A implementação da operação mdc calcula a média de disciplinas cursadas e retorna esse valor como um tipo ponto flutuante para cada aluno selecionado.

24 Como mencionado anteriormente, struct corresponde ao construtor de tuplas apresentado no Capítulo 20.

A cláusula `order by` é semelhante à estrutura correspondente em SQL e especifica em qual ordem o resultado da consulta deve ser apresentado. Por conseguinte, a coleção que é retornada por uma consulta que contém uma cláusula `order by` é do tipo *list*.

21.3.3 Outras Características da OQL

Especificando Visões como Consultas Nomeadas. O mecanismo de visão na OQL utiliza o conceito de **consulta nomeada**. A palavra-chave *define* é utilizada para especificar um identificador para a consulta nomeada, o qual deve ser único entre todos os nomes de objetos, classes, métodos e funções do esquema. Caso o identificador tenha o mesmo nome de uma outra consulta nomeada existente, a nova definição substitui a definição anterior. Uma vez definida, a consulta especificada torna-se persistente até que seja redefinida ou removida. Uma visão também pode possuir parâmetros (argumentos) em sua definição.

Por exemplo, a visão V1 a seguir define uma consulta nomeada `possui_alunos` para recuperar o conjunto dos objetos do tipo aluno que se especializam em um determinado departamento:

```
V1:   define possui_alunos(nomedepto) as
      select s
      from s in alunos
      where s.estuda_em.dnome = nomedepto;
```

Como o esquema ODL da Figura 21.6 define um atributo unidirecional — `estuda_em` para `Aluno`, podemos utilizar a visão anterior para representar seu inverso sem ter que definir um relacionamento explicitamente. Esse tipo de visão pode ser utilizado para representar os relacionamentos inversos que não possuem expectativa de uso freqüente. O usuário pode, então, utilizar a visão anterior para escrever consultas como

```
possui_alunos('Ciencias da Computacao');
```

que deve retornar uma *bag* de alunos que estudam no departamento de ciências da computação. Observe que na Figura 21.6 definimos `forma_especialistas` como um relacionamento explícito, provavelmente porque é esperado que seja utilizado com maior freqüência.

Extrair Elementos Únicos de Coleções Unitárias. Em geral, uma consulta em OQL irá retornar uma coleção como seu resultado, como uma bag, um set (se distinct for especificado) ou uma lista (se for utilizada a cláusula `order by`). Se o usuário exigir que uma consulta retorne um único elemento, existe um operador de *element* na OQL que garante o retorno desse elemento único `e` de uma coleção unitária `c` que contém somente um elemento. Se `c` contiver mais que um elemento ou se `c` estiver vazia, o operador element *causa uma exceção*. Por exemplo, Q6 retorna a única referência de objeto para o departamento de ciência da computação:

```
Q6: element (select d
             from d in departamentos
             where d.dnome = 'Ciencias da Computacao');
```

Uma vez que um nome de departamento é único para todos os departamentos, o resultado deve ser um único departamento. O tipo do resultado é `d:Departamento`.

Operadores de Coleções (Funções de Agregação, Quantificadores). Uma vez que muitas expressões de consulta especificam coleções como seus resultados, foi definido um conjunto de operadores que são aplicáveis em coleções. Esse conjunto inclui operadores de agregação, assim como associação e quantificação (universal e existencial) sobre uma coleção.

Os operadores de agregação (`min`, `max`, `count`, `sum` e `avg`) operam sobre uma coleção.[25] O operador `count` retorna um tipo inteiro. Os demais operadores de agregação (`min`, `max`, `sum` e `avg`) retornam o mesmo tipo dos elementos da coleção. Seguem dois exemplos. A consulta Q7 retorna o número de alunos que estudam 'Ciências da Computação', enquanto Q8 retorna a média `mdc` de todos os alunos de nível superior que se especializam em Ciências da Computação.

```
Q7: count (s in estuda_em('Ciencias da Computacao'));
Q8: avg (select s.mdc
         from s in alunos
```

25 Correspondem às funções de agregação em SQL.

```
        where s.especializa_em.dnome = 'Ciencias da Computacao' and
              s.turma = 'superior');
```

Observe que é possível aplicar operações de agregação a qualquer coleção com tipo compatível e pode-se utilizá-las em qualquer parte de uma consulta. Por exemplo, a consulta para recuperar todos os nomes de departamentos que possuem mais que 100 especialistas pode ser escrita como em Q9:

```
Q9: select d.dnome
    from   d in departamentos
    where  count (d.possui_especialistas) > 100;
```

As expressões de *pertinência* e *quantificação* retornam um tipo Booleano — verdadeiro ou falso. Seja `v` uma variável, `c` uma expressão de coleção, `b` uma expressão do tipo Booleano (ou seja, uma condição lógica) e `e` um elemento do tipo dos elementos da coleção `c`. Então:

`(e in c)` retorna verdadeiro se o elemento `e` for um membro da coleção `c`.
`(for all v in c:b)` retorna verdadeiro se todos os elementos da coleção `c` satisfizerem `b`.
`(exists v in c:b)` retorna verdadeiro se existir pelo menos um elemento em `c` que satisfaça `b`.

Para ilustrar a condição de pertinência, suponha que desejemos recuperar os nomes de todos os alunos que completaram o curso chamado 'Sistemas de Banco de Dados I'. Isso pode ser escrito como em Q10, na qual a consulta aninhada retorna a coleção de nomes dos cursos que cada aluno `s` completou e a condição de pertinência retorna verdadeiro se 'Sistemas de Bancos de Dados I' estiver na coleção de determinado aluno `s`:

```
Q10: select s.nome.unome, s.nome.pnome
     from s in alunos
     where 'Sistemas de Bancos de Dados I' in
           (select c.nome
            from c in s.disciplinas_cursadas.disciplina.do_curso);
```

Q10 também mostra um modo mais simples de se especificar a cláusula select de consultas que retornam uma coleção de estruturas; o tipo retornado por Q10 é uma `bag<struct(string, string)>`.

Também é possível escrever consultas que retornam resultados verdadeiro/falso. Como exemplo, vamos assumir que exista um objeto chamado `Jeremy` do tipo `Aluno`. Então, a consulta Q11 responde à seguinte pergunta: "Jeremy se especializa em Ciências da Computação?" Analogamente, Q12 responde à pergunta: "Todos os alunos de Ciências da Computação são orientados por professores do departamento de Ciências da Computação?". Tanto Q11 quanto Q12 retornam verdadeiro ou falso, que são interpretadas como respostas sim ou não para as perguntas anteriores:

```
Q11: Jeremy in especializa_em('Ciencias da Computacao');
Q12: for all g in
       (select s
        from s in grad_aluno
        where s.especializa_em.dnome = 'Ciencias da Computacao')
     : g.orientado_por in departamentocc.trabalha_em;
```

Observe que a consulta Q12 também mostra como a herança de atributos, relacionamento e operações é aplicada em consultas. Embora `s` seja um iterator que percorre `grad_aluno`, podemos escrever `s.especializa_em` porque o relacionamento `especializa_em` é herdado por `Grad_Aluno` de `Aluno` via EXTENDS (Figura 21.6). Finalmente, para ilustrar o quantificador `exists`, a consulta Q13 responde à seguinte pergunta: "Algum aluno de Ciências da Computação possui a `mdc` (média das disciplinas cursadas) igual a 4,0?" Novamente, aqui, a operação `mdc` é herdada por `Grad_Aluno` de `Aluno` via EXTENDS.

```
Q13: exists g in
       (select s
        from s in grad_aluno
        where s.especializa_em.dnome = 'Ciencias da Computacao')
     : g.mdc = 4;
```

Expressões de Coleção Ordenadas (Indexadas). Como discutimos na Seção 21.1.2, coleções que sejam listas ou *arrays* têm operações adicionais, como a recuperação do i-ésimo, do primeiro e do último elementos. Além disso, existem operações para extrair uma subcoleção e concatenar duas listas. Assim, as expressões de consultas que envolvem listas ou *arrays* podem invocar essas operações. Ilustraremos algumas dessas operações utilizando consultas como exemplo. Q14 recupera o sobrenome do professor que ganha o maior salário:

```
Q14: first (select    struct(professor: f.nome.unome, salario:
                                 f.salario)
            from             f in professor
            order by         f.salario desc);
```

Q14 ilustra a utilização do operador *first* em uma coleção list que contém os salários dos professores em ordem decrescente de salário. Dessa forma, o primeiro elemento dessa lista ordenada contém o professor com o maior salário. Essa consulta considera que somente um membro da faculdade ganha o salário máximo. A consulta seguinte, Q15, recupera os três melhores alunos que se especializam em Ciências da Computação, baseada na mdc.

```
Q15: (select struct(sobrenome: s.nome.unome, primeiro_nome:
                    s.nome.pnome, mdc: s.mdc)
     from s in departamentocc.forma_especialistas
     order by mdc desc) [0:2];
```

A consulta select-from-order-by retorna uma lista de alunos de Ciências da Computação ordenados por mdc em ordem descendente. O primeiro elemento de uma coleção ordenada possui uma posição de índice 0 (zero), de modo que a expressão [0:2] retorna uma lista contendo o primeiro, o segundo e o terceiro elementos do resultado da select-from-order-by.

O Operador de Agrupamento. A cláusula group by da OQL, embora semelhante à cláusula correspondente da SQL, fornece uma referência explícita à coleção de objetos em cada *grupo* ou *partição*. Primeiro, daremos um exemplo, e em seguida descreveremos a forma geral dessas consultas.

Q16 recupera o número de especialistas para cada departamento. Nessa consulta, os alunos são agrupados na mesma partição (grupo) se tiverem a mesma especialização; ou seja, o mesmo valor para s.especializa_em.dnome:

```
Q16:  select    struct(nomedepto, numero_de_especialistas:
                       count (partition))
      from      s in alunos
      group by  nomedepto: s.especializa_em.dnome;
```

O resultado da especificação do agrupamento é do tipo set<struct(nomedepto: string, partition: bag<struct(s:Aluno)>)>, que contém uma estrutura para cada grupo (PARTITION) com dois componentes: o valor do atributo de agrupamento (nomedepto) e a bag de objetos de aluno no grupo (partition). A cláusula select retorna o atributo de agrupamento (nome do departamento) e uma contagem do número de elementos em cada partição (ou seja, o número de alunos em cada departamento), na qual **partition** é a palavra-chave utilizada para se referir a cada partição. O tipo do resultado da cláusula select é set<struct (nomedepto: string, numero_de_especializacoes: integer)>. Em geral, a sintaxe para a cláusula group by é

```
group by f1: e1, f2: e2, ..., fk: ek
```

em que f_1: e_1, f_2: e_2, ..., f_k: e_k é uma lista de atributos de particionamento (agrupamento) e cada especificação de atributo de particionamento f_i: e_i define um nome de atributo (campo) f_i e uma expressão e_i. O resultado da aplicação de agrupamento (especificado na cláusula group by) é um conjunto de estruturas:

```
set<struct(f1: t1, f2: t2, . . ., fk: tk, partition: bag<B>)>
```

na qual t_i é o tipo retornado pela expressão e_i, partition é um nome de campo discriminado (uma palavra-chave) e B é uma estrutura cujos campos são a variável de iteração (s em Q16) declarada na cláusula from que possui um tipo compatível.

Como na SQL, uma cláusula *having* pode ser utilizada para filtrar os conjuntos particionados (isto é, selecionar somente alguns grupos com base nas condições de grupo). Em Q17, a consulta anterior é modificada para ilustrar a cláusula having (e também mostrar a sintaxe simplificada para a cláusula select). Q17 recupera, para cada departamento que tenha mais de 100 alunos se especializando, a média da mdc de seus alunos. A cláusula having em Q17 seleciona somente as partições (grupos) que tenham mais de 100 elementos (ou seja, departamentos com mais de 100 alunos).

```
Q17:  select      nomedepto, media_mdc: avg(select p.s.mdc from p
                                            in partition)
      from        s in alunos
      group by    nomedepto: s.especializa_em.dnome
      having      count (partition) > 100;
```

Observe que a cláusula `select` de Q17 retorna a média da mdc dos alunos na partição. A expressão

```
select p.s.mdc from p in partition
```

retorna uma bag com as mdcs dos alunos na partição. A cláusula from declara uma variável de iteração `p` sobre a coleção de partições, que é do tipo `bag<struct(s: Aluno)>`. Então, a expressão de caminho `p.s.mdc` é utilizada para acessar a `mdc` de cada aluno na partição.

21.4 Visão Geral do Binding com a Linguagem C++

O *binding* com a linguagem C++ especifica como as estruturas em ODL são mapeadas para estruturas em C++. Isso é realizado por uma biblioteca C++ que fornece as classes e as operações que implementam as estruturas em ODL. Uma linguagem de manipulação de objetos (OML) é necessária para especificar como os objetos do banco de dados são recuperados e manipulados dentro de um programa C++, tendo como base a sintaxe e a semântica da linguagem de programação C++. Além dos *bindings* ODL/OML, um conjunto de estruturas denominado *pragmas físico* (*physical pragmas*) é definido para permitir ao programador algum controle envolvendo questões associadas ao armazenamento físico, como *clustering* de objetos, atualização de índices e gerenciamento de memória.

A biblioteca de classes para o padrão ODMG adicionada ao C++ utiliza o prefixo `d_` para declarações de classes que se referem a conceitos de bancos de dados.[26] O objetivo é que o programador deva pensar que somente uma linguagem está sendo utilizada, e não duas linguagens distintas. Uma classe `d_Ref<T>` é definida para cada classe `T` do esquema do banco de dados para o programador referenciar-se a objetos do banco de dados em um programa. Desse modo, as variáveis de programa do tipo `d_Ref<T>` podem se referir tanto a objetos persistentes como a transientes da classe `T`.

Para utilizar os vários tipos embutidos do modelo de objetos ODMG, como os tipos coleção, várias classes *templates* são especificadas na biblioteca. Por exemplo, uma classe abstrata `d_Object<T>` define as operações que são herdadas por todos os objetos. Analogamente, uma classe abstrata `d_Collection<T>` especifica as operações para coleções. Essas classes não são instanciáveis, mas apenas especificam as operações que podem ser herdadas por todos os objetos e por objetos de coleção, respectivamente. Uma classe template é especificada para cada tipo de coleção; ela inclui `d_Set<T>`, `d_List<T>`, `d_Bag<T>`, `d_Varray<T>` e `d_Dictionary<T>` e corresponde aos tipos de coleção do Modelo de Objetos (Seção 21.1). Assim, o programador pode criar classes de tipos como `d_Set<d_Ref<Aluno>>`, cujas instâncias podem ser conjuntos de referências a objetos `Aluno`, ou `d_Set<String>` cujas instâncias podem ser conjuntos de cadeias de caracteres. Além disso, uma classe `d_Iterator` corresponde à classe Iterator do Modelo de Objetos.

A ODL C++ permite que um usuário especifique as classes de um esquema de banco de dados utilizando as estruturas de C++, assim como as estruturas fornecidas pela biblioteca de banco de dados de objetos. Para especificar os tipos de dados para atributos[27], são disponibilizados tipos básicos como `d_Short` (*short integer*), `d_UShort` (*unsigned short integer*), `d_Long` (*long integer*) e `d_Float` (número de ponto flutuante). Além dos tipos básicos de dados, vários tipos literais estruturados são disponibilizados e correspondem aos tipos literais estruturados do Modelo de Objetos ODMG. Esses tipos incluem `d_String`, `d_Interval`, `d_Date`, `d_Time` e `d_Timestamp` (Figura 21.1b).

Para especificar relacionamentos, a palavra-chave `Rel_` é utilizada no prefixo dos nomes de tipos; por exemplo, ao escrevermos

```
d_Rel_Ref<Departamento, _possui_especialistas> especializa_em;
```

na classe Aluno e

```
d_Rel_Set<Aluno, especializa_em> possui_especialistas;
```

---

26 Provavelmente, `d_` representa classes de bancos de dados.

27 Isto é, *variáveis membros* na terminologia de programação orientada a objetos.

na classe `Departamento`, estaremos declarando que `especializa_em` e `possui_especialistas` são propriedades de relacionamentos que são inversas uma da outra e, dessa forma, representam um relacionamento binário 1:N entre `Departamento` e `Aluno`.

Para a OML (Linguagem de Manipulação de Objetos), o *binding* sobrecarrega a operação *new* de modo que ela possa ser utilizada para criar objetos persistentes ou transientes. Para criar objetos persistentes, deve ser fornecido o nome do banco de dados e o nome persistente do objeto. Por exemplo, ao escrever

```
d_Ref<Aluno> s = new(DB1,'John Smith') Aluno;
```

o programador cria um objeto persistente nomeado do tipo Aluno no banco de dados `DB1` com nome persistente `John_Smith`. Uma outra operação, `delete_object()`, pode ser utilizada para remover objetos. A modificação de objetos é realizada por operações (métodos) definidos em cada classe pelo programador.

O *binding* com C++ também permite a criação de extensões com o uso da biblioteca de classes `d_Extent`. Por exemplo, ao escrever

```
d_Extent<Pessoa> TodasPessoas(DB1);
```

o programador criaria uma coleção de objetos nomeada como `TodasPessoas` — cujo tipo seria `d_Set<Pessoa>` — no banco de dados `DB1`, que mantém objetos persistentes do tipo `Pessoa`. No entanto, as restrições de chaves não são suportadas no *binding* com C++, e qualquer verificação de chave deve ser feita pelo programador por meio de métodos de classe.[28] Além disso, o *binding* com C++ não permite persistência por alcançabilidade: o objeto deve ser declarado estaticamente para se tornar persistente no momento em que é criado.

21.5 Projeto Conceitual de Banco de Dados de Objetos

A Seção 21.5.1 discute como o projeto de um banco de dados de objetos (BDO) diferencia-se do projeto de um banco de dados relacional (BDR). A Seção 21.5.2 descreve um algoritmo de mapeamento que pode ser utilizado para criar um esquema de um BDO, composto pelas definições de classes em ODL ODMG, a partir de um esquema conceitual EER.

21.5.1 Diferenças entre o Projeto Conceitual de um BDO e de um BDR

Uma das principais diferenças entre o projeto de um BDO e um BDR é como os relacionamentos são tratados. Em um BDO, normalmente os relacionamentos são tratados pela definição de propriedade(s) de relacionamento ou atributo(s) de referência que inclui(em) o(s) OID(s) do(s) objeto(s) relacionado(s). Estes podem ser considerados como *referências a OIDs* para objetos relacionados. Tanto referências simples como coleções de referências são válidas. As referências para relacionamentos binários podem ser declaradas em uma única direção ou em ambas, dependendo do tipo de acesso desejado. Se forem declaradas em ambas as direções, podem ser especificados como inversos um do outro, estabelecendo em um BDO o equivalente à restrição de integridade referencial relacional.

Em um BDR, os relacionamentos entre tuplas (registros) são especificados por atributos com coincidência de valores. Estes podem ser considerados como *referências de valores* e são especificados por *chaves estrangeiras*, que são valores de atributos de chaves primárias repetidos em tuplas da relação em referência. Esses atributos estão limitados a valores simples em cada registro, pois atributos multivalorados não são permitidos no modelo relacional básico. Portanto, relacionamentos M:N devem ser representados não de forma direta, mas como uma relação (tabela) adicional, conforme discutido na Seção 7.1.

O mapeamento de relacionamentos binários que contêm atributos não é direto em BDOs, uma vez que o projetista deve escolher em quais direções os atributos de referência devem ser incluídos. Se os atributos são incluídos em ambas as direções, haverá redundância no armazenamento e isso pode levar a inconsistência de dados. Portanto, algumas vezes é preferível utilizar a abordagem relacional de se criar uma tabela adicional definindo-se uma classe separada para representar o relacionamento. Essa abordagem também pode ser utilizada para relacionamentos *n*-ários, com grau $n>2$.

Outro ponto relevante nas diferenças de projeto de BDO e BDR é como a herança é tratada. Em BDO, essas estruturas estão embutidas no modelo, assim o mapeamento é realizado utilizando os construtores de herança, como *derived* (:) e *EXTENDS*. No projeto relacional, como foi discutido na Seção 7.2, há várias opções de escolha, uma vez que não há nenhuma estrutura predefinida para herança no modelo relacional básico. É importante salientar, porém, que os sistemas objeto-relacional e relacional estendido estão acrescentando características para se modelar diretamente essas estruturas, assim como para incluir especificações de operações em tipos abstratos de dados (Capítulo 22).

---

28 Fornecemos apenas uma breve visão geral do *binding* com C++. Para detalhes complementares, ver Cattel *et al.* (1997), Capítulo 5.

A terceira grande diferença é que no projeto de um BDO é necessário especificar as operações antecipadamente, uma vez que fazem parte das especificações das classes. Apesar da importância de se especificar operações durante a fase de projeto para todos os tipos do banco de dados, isso pode ser postergado no projeto relacional, pois não é rigorosamente exigido até a fase de implementação.

21.5.2 Mapeando um Esquema EER para um Esquema BDO

É relativamente automático projetar as declarações de tipos de classes de objetos para um SGBDO a partir de um esquema EER que *não* contém categorias *nem* relacionamentos *n*-ários com *n*>2. Contudo, as operações das classes não são especificadas no diagrama EER e devem ser adicionadas às declarações de classe após o término do mapeamento estrutural. As linhas gerais do mapeamento do EER para ODL são as seguintes:

Passo 1: Crie uma *classe* ODL para cada tipo de entidade ou subclasse do modelo EER. O tipo da classe ODL deve incluir todos os atributos da classe EER.[29] Os *atributos multivalorados* são declarados utilizando-se os construtores *set*, *bag* ou *list*.[30] Caso os valores em um atributo multivalorado de um objeto devam estar ordenados, o construtor *list* é escolhido; caso sejam permitidos valores duplicados, escolhe-se o construtor *bag*; caso contrário, o construtor *set* é selecionado. Os *atributos compostos* são mapeados para um construtor de tuplas (utilizando-se a declaração *struct* em ODL).

Declare uma extensão para cada classe e especifique todos os atributos-chave como chaves da extensão (isso somente é possível se mecanismos para declarações de extensões e restrições de chaves forem disponíveis no SGBDO).

Passo 2: Adicione propriedades de relacionamentos ou atributos de referência para cada *relacionamento binário* nas classes ODL que participam do relacionamento. Estes podem ser criados em uma ou em ambas as direções. Caso um relacionamento binário seja representado por referências em *ambas* as direções, declare as referências como sendo propriedades do relacionamento que são inversas uma da outra, se tal mecanismo existir.[31] Se um relacionamento binário é representado por uma referência em apenas *uma* direção, declare a referência como sendo um atributo da classe de referência cujo tipo é o nome da classe referenciada.

Dependendo do valor da cardinalidade do relacionamento binário, as propriedades do relacionamento ou atributos de referência podem ser monovalorados ou de tipos coleção. Serão monovalorados para relacionamentos binários nas direções 1:1 ou *N*:1; serão tipos coleção (valores de conjunto ou de lista[32]) para relacionamentos nas direções 1:*N* ou M:*N*. Um modo alternativo para mapear relacionamentos binários M:N é discutido no Passo 7 a seguir.

Caso existam atributos do relacionamento, um construtor de tupla (*struct*) pode ser utilizado para criar uma estrutura da forma `<referencia, atributos do relacionamento>`, que pode ser incluído no lugar do atributo de referência. No entanto, essa estrutura não permite o uso da restrição inversa. Além disso, se essa escolha for representada em *ambas as direções*, os valores de atributos serão representados duas vezes, criando redundância.

Passo 3: Inclua as operações pertinentes a cada classe. Estas não estão disponíveis no esquema EER e devem ser adicionadas ao projeto do banco de dados em consonância com os requisitos iniciais. Um método construtor deve incluir o código de programa que verifica quaisquer restrições que devem ser asseguradas quando um novo objeto é criado. Um método destrutor deve verificar as restrições que podem ser violadas quando um objeto é removido. Outros métodos devem incluir toda verificação de restrição adicional que seja relevante.

Passo 4: Uma classe ODL que corresponda a uma subclasse do esquema EER herda (por meio de EXTENDS) o tipo e os métodos de sua superclasse no esquema ODL. São especificados os seus atributos *particulares* (não herdados), referências de relacionamentos e operações, conforme discutidos nos passos 1, 2 e 3.

---

29 Isso implicitamente utiliza um construtor de tuplas no nível mais alto da declaração de tipo, mas em geral o construtor de tuplas não é explicitamente mostrado nas declarações de classes ODL.

30 É necessária uma análise adicional do domínio da aplicação para decidir qual construtor utilizar, pois essa informação não está disponível no esquema EER.

31 O padrão ODL fornece suporte para definições explícitas de relacionamentos inversos. Alguns produtos de SGBDOs podem não fornecer esse suporte; em tais casos, os programadores devem dar manutenção em todos os relacionamentos explicitamente, codificando os métodos necessários para atualizar os objetos.

32 A decisão de quando utilizar conjunto ou lista não está disponível a partir do esquema EER e deve ser determinada a partir dos requisitos.

Passo 5: Os tipos de entidades fracas podem ser mapeados do mesmo modo como tipos de entidades regulares. É possível um mapeamento alternativo para tipos de entidades fracas que não participam de outros relacionamentos, a não ser o seu relacionamento de identidade: elas podem ser mapeadas como se fossem *atributos compostos multivalorados* do tipo de entidade proprietária, utilizando os construtores `set<struct<...>>` ou `list<struct<...>>`. Os atributos da entidade fraca são incluídos no construtor `struct<...>`, que corresponde ao construtor de tuplas. Os atributos são mapeados conforme discutido nos passos 1 e 2.

Passo 6: As categorias (tipos *union*) de um esquema EER são difíceis de ser mapeadas para ODL. É possível criar um mapeamento semelhante ao mapeamento EER-para-relacional (Seção 7.2) pela declaração de uma classe para representar a categoria e definir relacionamentos 1:1 entre a categoria e cada uma de suas superclasses. Outra opção é utilizar um *tipo union*, se estiver disponível.

Passo 7: Um relacionamento *n*-ário com grau *n*>2 pode ser mapeado em uma classe adicional com as referências correspondentes a cada classe participante. Essas referências são baseadas no mapeamento de um relacionamento 1:*N* de cada classe que representa um tipo de entidade participante para a classe que representa o relacionamento *n*-ário. Se preferir, um relacionamento binário M:*N* também pode utilizar essa opção de mapeamento, especialmente se possuir atributos de relacionamento.

O mapeamento foi aplicado a um subconjunto do esquema de banco de dados UNIVERSIDADE da Figura 4.10 no contexto do padrão de banco de dados de objetos ODMG. O esquema de objetos mapeados utilizando a notação ODL é mostrado na Figura 21.6.

21.6. RESUMO

Neste capítulo discutimos o padrão proposto para bancos de dados orientados a objetos. Iniciamos pela descrição das várias estruturas do modelo de objetos ODMG. Os diversos tipos embutidos, como *Object*, *Collection*, *Iterator*, *Set*, *List*, assim por diante, foram descritos pelas suas interfaces, que especificam as operações predefinidas de cada tipo. Esses tipos embutidos formam a base sobre a qual a linguagem de definição de objetos (ODL) e a linguagem de consulta a objetos (OQL) se apóiam. Também descrevemos as diferenças entre objetos, que possuem um ObjectId, e literais, que correspondem a valores sem OID. Os usuários podem declarar classes em suas aplicações que herdam operações de determinadas interfaces embutidas. Dois tipos de propriedades podem ser especificados em classes definidas pelo usuário — atributos e relacionamentos — além das operações que podem ser aplicadas aos objetos da classe. A ODL permite aos usuários especificar tanto interfaces como classes, e suporta dois tipos de herança — herança de interface com uso de ":" e herança de classe por meio de EXTENDS. Uma classe pode possuir extensões e chaves.

Uma descrição da ODL foi apresentada e um exemplo de esquema de banco de dados para a base de dados UNIVERSIDADE foi empregado para ilustrar as estruturas da ODL. Na seqüência, foi apresentada uma visão geral da linguagem de consulta a objetos (OQL). A OQL segue o princípio da ortogonalidade nas estruturas de consultas, significando que uma operação pode ser aplicada sobre o resultado de outra operação enquanto o tipo do resultado é o tipo correto de entrada para a operação. A sintaxe da OQL acompanha a maioria das estruturas da SQL, além de incluir conceitos adicionais, como expressões de caminho, herança, métodos, relacionamentos e coleções. Foram mostrados exemplos de como utilizar a OQL no banco de dados UNIVERSIDADE.

Apresentamos a seguir a visão geral do *binding* com a linguagem C++, que estende as declarações de classes C++ com os tipos construtores da ODL, além de permitir uma integração transparente de C++ com o SGBDO.

Após a descrição do modelo ODMG, apresentamos uma técnica de uso geral para projetar esquemas de bancos de dados orientados a objetos. Discutimos como os bancos de dados orientados a objetos diferenciam-se dos bancos de dados relacionais em três principais pontos: referências para representação de relacionamentos, inclusão de operações e herança. Mostramos como mapear um projeto conceitual de banco de dados no modelo EER para estruturas de bancos de dados de objetos.

Questões para Revisão

21.1. Quais são as diferenças e similaridades entre objetos e literais no modelo de objetos ODMG?

21.2. Liste as operações básicas das seguintes interfaces embutidas do modelo de objetos ODMG: *Object*, *Collection*, *Iterator*, *Set*, *Bag*, *Array* e *Dictionary*.

21.3. Descreva os literais estruturados predefinidos do modelo de objetos ODMG e as operações para cada um deles.

21.4. Quais são as diferenças e as semelhanças entre atributos e propriedades de relacionamentos em uma classe definida pelo usuário (atômica)?
21.5. Quais são as diferenças e semelhanças entre herança de classes (EXTENDS) e de interface (":")?
21.6. Discuta como a persistência é especificada no *binding* com C++ do modelo de objetos ODMG.
21.7. Por que os conceitos de extensões e chaves são importantes em aplicações de bancos de dados?
21.8. Descreva os seguintes conceitos da OQL: *pontos de entrada no banco de dados*, *expressões de caminho*, *variáveis de iteração*, *consultas nomeadas (visões)*, *funções agregadas*, *agrupamentos* e *quantificadores*.
21.9. Qual o significado de ortogonalidade de tipos na OQL?
21.10. Discuta os princípios gerais do *binding* com a liguagem C++ no padrão ODMG.
21.11. Quais são as principais diferenças entre o projeto de um banco de dados relacional e o de um banco de dados de objetos?
21.12. Descreva os passos do algoritmo para mapeamento EER para OO em projeto de banco de dados de objetos.

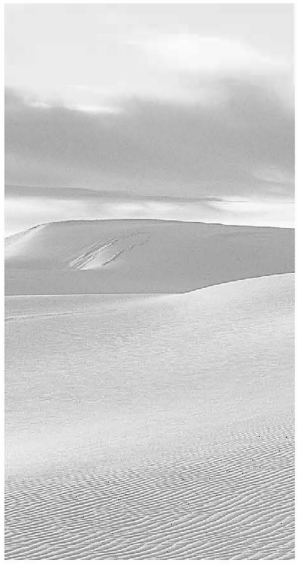
Exercícios

21.13. Projete um esquema OO para uma aplicação de banco de dados na qual você esteja interessado. Inicialmente desenvolva o esquema EER para a aplicação; a seguir, crie as classes correspondentes em ODL. Especifique alguns métodos para cada classe e escreva consultas em OQL para sua aplicação de banco de dados.
21.14. Considere o banco de dados AEROPORTO descrito no Exercício 4.21. Especifique uma quantidade de operações/métodos que você imagina que possa ser adequada a essa aplicação. Especifique as classes ODL e os métodos para o banco de dados.
21.15. Mapeie o esquema ER COMPANHIA da Figura 3.2 para classes ODL. Inclua os métodos apropriados para cada classe.
21.16. Especifique as consultas em OQL para os exercícios dos capítulos 7 e 8 que se referem ao banco de dados COMPANHIA.

Bibliografia Selecionada

Cattell *et al.* (1997) descrevem o padrão ODMG 2.0 e Cattell *et al.* (1993) descrevem as versões anteriores do padrão. Vários livros apresentam a arquitetura CORBA — por exemplo, Baker (1996). Outras referências gerais a bancos de dados orientados a objetos foram dadas nas notas bibliográficas do Capítulo 20.

O sistema O2 é descrito em Deux *et al.* (1991) e Bancilhon *et al.* (1992), que incluem uma lista de referências para outras publicações que descrevem outros aspectos de O2. O Modelo de O2 foi formalizado por Velez *et al.* (1989). O sistema ObjectStore é descrito em Lamb *et al.* (1991). Fishman *et al.* (1987) e Wilkinson *et al.* (1990) discutem sobre o IRIS, um SGBD orientado a objetos que foi desenvolvido nos laboratórios Hewlett-Packard. Maier *et al.* (1986) e Butterworth *et al.* (1991) descrevem o projeto do GEMSTONE. Um sistema OO que suporta arquiteturas abertas desenvolvido na Texas Instruments é descrito em Thompson *et al.* (1993). O sistema ODE desenvolvido nos laboratórios Bell/AT&T é descrito em Agrawal e Gehani (1989). O sistema ORION desenvolvido no MCC é descrito em Kim *et al.* (1990). Morsi *et al.* (1992) descrevem um teste beta OO.



22

Sistemas Objeto-Relacional e Relacional-Estendido

Nos capítulos anteriores, discutimos basicamente a respeito de três modelos de dados – o modelo Entidade-Relacionamento (ER) e sua versão avançada, o modelo EER; nos capítulos 3 e 4; o modelo de dados relacional, suas linguagens e sistemas nos capítulos de 5 a 9; e o modelo de dados orientado a objetos, linguagens de bancos de dados de objetos e padrões nos capítulos 20 e 21. Discutimos exaustivamente como todos esses modelos de dados foram desenvolvidos quanto aos seguintes aspectos:

- Estruturas de modelagem para desenvolvimento de esquemas para aplicações de bancos de dados.
- Funcionalidades restritivas para expressar certos tipos de relacionamentos e restrições sobre os dados conforme definido pela semântica da aplicação.
- Operações e funcionalidades de linguagens para manipular o banco de dados.

Entre esses três modelos, o modelo ER e suas variações são utilizados principalmente em ferramentas CASE para projeto de banco de dados e software, enquanto os outros dois modelos são utilizados como base para SGBDs comerciais. Este capítulo discute uma classe emergente de SGBDs comerciais, chamados *sistemas objeto-relacionais* ou *relacionais avançados*, e alguns dos fundamentos conceituais para esses sistemas. Esses sistemas – que freqüentemente são chamados SGBDs objeto-relacionais (SGBDORs) – surgiram como uma forma de estender as funcionalidades dos SGBDs relacionais (SGBDRs) com algumas das características presentes nos SGBDs de objetos (SGBDOs).

Iniciamos a Seção 22.1 apresentando um visão geral do padrão SQL, que fornece funcionalidades estendidas e para objetos ao padrão SQL para SGBDRs. Na Seção 22.2 mostramos uma perspectiva histórica da evolução da tecnologia de bancos de dados e as tendências atuais para compreensão do porquê desses sistemas emergirem. A Seção 22.3 apresenta uma visão geral do servidor de banco de dados *Informix* como um exemplo de um SGBDOR comercial estendido. A Seção 22.4 discute as características objeto-relacionais e estendidas do Oracle. A Seção 22.5 comenta sobre algumas questões relacionadas à implementação de sistemas relacionais estendidos e a Seção 22.6 apresenta uma visão geral do modelo relacional aninhado, que fornece alguns dos fundamentos teóricos que apóiam a extensão do modelo relacional para objetos complexos. A Seção 22.7 é um resumo.

Os leitores interessados nas características básicas de um SGBDOR podem ler as seções 22.1 a 22.4. As outras seções podem ser omitidas em um curso introdutório.

22.1 Visão Geral da SQL e Suas Características Objeto-Relacionais

Abordamos a SQL como a linguagem padrão para SGBDRs no Capítulo 8. Conforme foi discutido, a SQL foi inicialmente especificada nos anos 70 e passou por melhorias em 1989 e 1992. A linguagem continuou sua evolução até um novo padrão denominado SQL3, o qual acrescentou a orientação a objetos além de outras características. Um subconjunto do padrão SQL3, agora conhecido como SQL:99, foi homologado. Esta seção destaca algumas das características da SQL3 e da SQL:99, com uma ênfase especial nos conceitos objeto-relacional.

22.1.1 O Padrão SQL e Seus Componentes

Indicaremos, de forma sucinta, o que cada componente do padrão SQL suporta, e passaremos a descrever algumas características da SQL relevantes para as extensões de objetos. O padrão SQL é atualmente composto dos seguintes componentes:[1]

- SQL/*Framework*, SQL/*Foundation*, SQL/*Bindings*, SQL/*Object*.
- Novos componentes para tratamento temporal, aspectos de transação em SQL.
- SQL/CLI (*Call Level Interface* – Interface em Nível de Chamada).
- SQL/PSM (*Persistent Stored Modules* – Módulos de Armazenamento Persistente).

A SQL/*Foundation* dá suporte a novos tipos de dados, novos predicados, operações relacionais, cursores, regras e gatilhos (*triggers*), tipos definidos pelo usuário, capacidades de transações e rotinas armazenadas. SQL/CLI (*Call Level Interface*) (Capítulo 9) fornece regras que permitem a execução do código da aplicação sem fornecer o código-fonte, evitando a necessidade de pré-processamento. Contém aproximadamente 50 rotinas para tarefas, como conexão com servidor SQL, alocação e liberação de recursos, obtenção de diagnóstico e informação de implementação e controle de término de transações. O SQL/PSM (*Persistent Stored Modules*) especifica as funcionalidades para particionar uma aplicação entre um cliente e um servidor. Seu objetivo é melhorar o desempenho pela minimização do tráfego de rede. O SQL/*Bindings* tem a SQL embutida e a Chamada Direta (*Direct Invocation*). A SQL embutida foi aperfeiçoada para incluir declarações de exceção adicionais. O SQL/Temporal trata dados históricos, dados de seqüências temporais e outras extensões temporais, sendo proposto pelo comitê TSQL2.[2] A especificação do SQL/Transaction formaliza a interface XA para uso pelos implementadores de SQL.

22.1.2 Suporte Objeto-Relacional na SQL-99

A especificação SQL/*Object* estende a SQL-92 incluindo funcionalidades orientadas a objetos. Discutiremos algumas dessas características referentes aos conceitos orientados a objetos correspondentes que foram discutidos no Capítulo 20. As características a seguir são algumas das que foram incluídas na SQL-99:

- Foram adicionados alguns **construtores de tipos** para especificar objetos complexos. Entre esses, inclui-se o *tipo row* (*fila*), que corresponde ao construtor de tuplas (ou *struct*) do Capítulo 20. Também é fornecido um *tipo array* para representar coleções. Outros construtores de coleções, como *set*, *list* e *bag* ainda não fazem parte das especificações da SQL-99, apesar de alguns sistemas incluí-los, sendo esperados em futuras versões do padrão.
- Inclui-se um mecanismo para especificar **identidade de objetos** por meio do uso de *tipo referência* (*reference type*).
- O **encapsulamento de operações** é possível por mecanismo de tipos definidos pelo usuário que podem incluir operações como parte de suas declarações.
- São disponibilizados mecanismos de **herança**.

Discutiremos agora cada um desses conceitos em maiores detalhes.

Construtores de Tipos. Os construtores *row* e *array* são utilizados para especificar tipos complexos. Também são conhecidos como **tipos definidos pelo usuário** ou **UDTs** (*user-defined types*), uma vez que o usuário os definem para determinada aplicação. Um **tipo *row*** pode ser especificado utilizando-se a seguinte sintaxe:

```
CREATE TYPE nome_do_tipo_row AS [ ROW ] (<declaracoes de componentes>);
```

1 A discussão sobre o padrão é fundamentalmente baseada em Melton e Mattos (1996).

2 A proposta completa aparece em Snodgrass e Jensen (1996). Discutiremos modelagem temporal e introdução a TSQL2 no Capítulo 23.

A palavra-chave ROW é opcional. Um exemplo de especificação do tipo *row* para endereços e empregados pode ser feito conforme segue:

```
CREATE TYPE tipo_Endereco AS (
  rua VARCHAR (45),
  cidade VARCHAR (25),
  cep CHAR (5)
  );
CREATE TYPE tipo_Empregado AS (
  nome VARCHAR (35),
  endereco tipo_Endereco,
  idade INTEGER
  );
```

Observe que podemos utilizar um tipo definido anteriormente como o tipo de um atributo, como mostrado para o atributo endereco citado acima. Um **tipo array** pode ser especificado para um atributo cujo valor será uma coleção. Por exemplo, suponha que uma companhia possui no máximo dez localizações. Então um tipo row para a companhia pode ser definido como:

```
CREATE TYPE tipo_Companhia AS (
  nomecomp VARCHAR (20),
  localizacao VARCHAR (20) ARRAY [10]
  );
```

Os tipos *array* de tamanho fixo têm seus elementos referenciados com o uso da notação usual de colchetes. Por exemplo, localizacao[1] refere-se ao primeiro valor de localização do atributo localizacao. Para tipos row, a usual notação de ponto é utilizada para se referir aos componentes. Por exemplo, endereco.cidade refere-se ao componente cidade para um atributo endereco. Atualmente, os elementos de um *array* não podem ser outros *arrays*, limitando assim a complexidade da estrutura do objeto que pode ser criada.

Identificadores de Objetos com Uso de Referências. Um tipo definido pelo usuário também pode ser utilizado como o tipo de um atributo, como mostrado no atributo endereco de tipo_Empregado, ou pode ser utilizado para especificar os tipos row de tabelas. Por exemplo, podemos criar duas tabelas com base nas declarações de tipos row fornecidas anteriormente, como a seguir:

```
CREATE TABLE Empregado OF tipo_Empregado REF IS emp_id SYSTEM GENERATED;
CREATE TABLE Companhia OF tipo_Companhia (
REF IS comp_id SYSTEM GENERATED,
PRIMARY KEY (nomecomp));
```

Os exemplos anteriores mostram também como o usuário pode especificar os identificadores de objetos gerados pelo sistema para as linhas (rows) individuais de uma tabela que devem ser criados pelo uso da sintaxe:

```
REF IS <atributo_oid> <metodo_gerador_de_valores> ;
```

o usuário declara que o atributo rotulado <atributo_oid> será utilizado para identificar tuplas individuais na tabela. As opções para <metodo_gerador_de_valores> são SYSTEM GENERATED (gerado pelo sistema) ou DERIVED (derivado). No primeiro caso, o sistema gerará automaticamente um identificador único para cada tupla. No segundo caso, é aplicado o método tradicional de utilizar um valor de chave primária indicada pelo usuário.

Um atributo componente de uma tupla pode ser uma **referência** (especificada pelo uso da palavra-chave REF) a uma tupla de outra tabela (ou possivelmente a mesma). Por exemplo, podemos definir o seguinte tipo row e a tabela correspondente para relacionar um empregado a uma companhia:

```
CREATE TYPE tipo_Emprega AS (
 empregado REF (tipo_Empregado) SCOPE (Empregado),
 companhia REF (tipo_Companhia) SCOPE (Companhia)
);
CREATE TABLE Emprega OF tipo_Emprega;
```

A palavra-chave SCOPE indica o nome da tabela cujas tuplas podem ser referenciadas pelo atributo de referência. Observe que é similar a uma chave estrangeira, exceto que é utilizado o valor gerado pelo sistema no lugar do valor da chave primária.

A SQL utiliza a **notação de ponto** para construir **expressões de caminho** que se referem aos atributos componentes de tuplas e tipos row. Porém, para um atributo cujo tipo é REF, é utilizado o símbolo de dereferenciação ->. Por exemplo, a consulta a seguir recupera os empregados que trabalham na companhia chamada 'ABCXYZ' consultando a tabela Emprega:

```
SELECT e.empregado->nome
FROM Emprega AS e
WHERE e.companhia->nomecomp = 'ABCXYZ';
```

Em SQL, -> é utilizado para **dereferenciar** e tem o mesmo significado atribuído a ele na linguagem de programação C. Assim, se r é uma referência a uma tupla e a é um atributo componente dessa tupla, r->a corresponde ao valor do atributo a daquela tupla.

Os identificadores de objetos também podem ser declarados explicitamente na definição do tipo em vez de na declaração da tabela. Por exemplo, a definição de tipo_Empregado pode ser modificada como a seguir:

```
CREATE TYPE tipo_Empregado AS (
  nome VARCHAR (35),
  ender tipo_Endereco,
  idade INTEGER,
  emp_id REF (tipo_Empregado)
);
```

No exemplo que segue, os valores de emp_id podem ser especificados para serem gerados pelo sistema com o uso do comando:

```
CREATE TABLE Empregado OF tipo_Empregado
VALUES FOR emp_id ARE SYSTEM GENERATED;
```

Se existirem várias relações do mesmo tipo row, a SQL fornece a palavra-chave SCOPE pela qual um atributo de referência pode ser criado para apontar para uma tabela específica desse tipo, utilizando:

```
SCOPE FOR <atributo> IS <relacao>
```

Encapsulamento de operações em SQL. Em SQL é fornecida uma estrutura semelhante à definição de classes para que o usuário possa criar determinado tipo definido pelo usuário com sua própria especificação comportamental pela especificação de métodos (ou operações) em adição aos atributos. A forma genérica da especificação de um TDU (tipo definido pelo usuário) com métodos é:

```
CREATE TYPE <nome_do_tipo> (
  lista dos atributos membros com tipos individuais
  declaracao de funcoes EQUAL e LESS THAN
  declaracao de outras funcoes (metodos)
);
```

Por exemplo, suponha que desejemos extrair o número do apartamento (se houver) a partir da cadeia de caracteres que forma o atributo membro rua do tipo *row* tipo_Endereco declarado anteriormente. Podemos especificar um método para tipo_Endereco como:

```
CREATE TYPE tipo_Endereco AS (
rua VARCHAR (45),
cidade VARCHAR (25),
cep CHAR (5)
)
METHOD nro_apto() RETURNS CHAR (8);
```

O código para implementação do método ainda deve ser escrito. Podemos nos referir à implementação do método pela especificação do arquivo que contém o código para o método, como a seguir:

```
METHOD
CREATE FUNCTION nro_apto() RETURNS CHAR (8) FOR tipo_Endereco AS
EXTERNAL NAME '/x/y/nro_apto.class' LANGUAGE 'java';
```

Nesse exemplo, a implementação é na linguagem JAVA, e o código é armazenado no diretório de arquivo especificado.

A SQL fornece algumas funções embutidas para tipos definidos pelo usuário. Para um TDU chamado `Tipo_T`, a **função construtora** `Tipo_T()` retorna um novo objeto desse tipo. No novo objeto TDU, todos os atributos são inicializados com seus valores *default*. Uma **função observadora** `A` é implicitamente criada para cada atributo `A` para ler seu valor. Assim, `A(X)` ou `X.A` retorna o valor do atributo `A` do `Tipo_T` se `X` for do tipo `Tipo_T`. Uma **função mutante** para atualizar um atributo modifica o conteúdo desse atributo com um novo valor. A SQL permite que essas funções sejam bloqueadas para uso público; é necessário possuir um privilégio EXECUTE para ter acesso a essas funções.

Em geral, um TDU pode possuir uma quantidade de funções definidas pelo usuário associadas a ele. A sintaxe é:

```
METHOD <nome> (<lista_de_argumentos>) RETURNS <tipo>;
```

Dois tipos de funções podem ser definidas: internas ou externas à SQL. As funções internas são escritas em uma linguagem PSM estendida da SQL (Capítulo 9). As funções externas são escritas em uma linguagem hospedeira, em que somente sua assinatura (interface) aparece na definição do TDU. Uma definição de função externa pode ser declarada como a seguir:

```
DECLARE EXTERNAL <nome_da_funcao> <asssinatura>
LANGUAGE <nome_da_linguagem>;
```

Muitos SGBDORs têm adotado a abordagem de se definir um pacote (*package*) de Tipos Abstratos de Dados (TADs) e funções associadas para domínios de aplicação específicos. Os mesmos poderiam ser comprados separadamente do sistema básico. Por exemplo, os *Data Blades* no Informix Universal Server, os *Data Cartridges* no Oracle e os *Exterders* no DB2 podem ser considerados como tais pacotes ou bibliotecas de TADs para domínios de aplicação específicos.

Os TDUs podem ser utilizados como tipos de atributos em SQL, tipos parâmetros em uma função ou procedimento e como um tipo fonte em um tipo distinto. A **equivalência de tipos** em SQL é definida em dois níveis. Dois tipos são **equivalentes em nome** se e somente se eles possuírem o mesmo nome. Dois tipos são **equivalentes em estrutura** se e somente se possuírem o mesmo número de componentes e se cada dupla desses componentes for de tipos equivalentes.

Os atributos e as funções em TDUs são divididos em três categorias:

- PUBLIC (visível na interface do TDU).
- PRIVATE (não-visível na interface do TDU).
- PROTECTED (visível somente para os subtipos).

Também é possível definir atributos virtuais como uma parte de TDUs, que são computados e atualizados utilizando funções.

Herança e Sobrecarga de Funções em SQL. Lembre-se de que já discutimos muitos dos princípios de herança no Capítulo 20. A SQL possui regras para lidar com herança (especificada pela palavra-chave UNDER). As regras para sobrecarga de implementações de funções e para resolução de nomes de funções estão associadas com herança. Essas regras podem ser resumidas conforme segue:

- Todos os atributos são herdados.
- A ordem dos supertipos na cláusula UNDER determina a hierarquia de herança.
- Uma instância de um subtipo pode ser utilizada em todos os contextos em que é utilizada uma instância do supertipo.
- Um subtipo pode redefinir qualquer função que é definida em seu supertipo, com a restrição de que a assinatura deve ser a mesma.
- Quando uma função é chamada, a melhor combinação é selecionada com base nos tipos de todos os argumentos.
- Os tipos dos parâmetros em tempo de execução são levados em conta em ligações dinâmicas.

Para ilustrar herança de tipos, considere o exemplo a seguir. Suponha que desejemos criar um subtipo `tipo_Gerente` que herda todos os atributos (e métodos) de `tipo_Empregado`, mas que possua um atributo adicional `depto_gerenciado`. Podemos então escrever:

```
CREATE TYPE tipo_Gerente UNDER tipo_Empregado AS (
  depto_gerenciado CHAR (20)
);
```

Esse tipo herda todos os atributos e os métodos do supertipo `tipo_Empregado` e possui um atributo específico adicional `depto_gerenciado`. Também podemos definir outros métodos específicos para o subtipo.

Outra recurso da SQL é a definição de subtabelas/supertabelas, que é análogo à herança de classes e extensões discutida no Capítulo 20. Aqui, uma subtabela herda todas as colunas de sua supertabela; toda linha de uma subtabela corresponde a uma e somente uma linha na supertabela; cada linha de uma supertabela corresponde a pelo menos uma linha em uma subta-

bela. As operações INSERT, DELETE e UPDATE são adequadamente estendidas. Por exemplo, considere a tabela info_estado_real definida a seguir:

```
CREATE TABLE info_estado_real (
      propriedade estado_real,
   proprietario CHAR(25),
   preco MOEDA,
 );
```

Podem ser definidas as seguintes subtabelas:

```
CREATE TABLE estado_real_americano UNDER info_estado_real;
CREATE TABLE estado_real_georgia UNDER estado_real_americano;
CREATE TABLE estado_real_atlanta UNDER estado_real_georgia;
```

Nesse exemplo, toda tupla da subtabela estado_real_americano deve existir em sua supertabela info_estado_real; toda tupla da subtabela estado_real_georgia deve existir em sua supertabela estado_real_americano, e assim por diante. No entanto, podem existir tuplas em uma supertabela sem que existam na subtabela.

Objetos Complexos Não Estruturados em SQL. A SQL possui novos tipos de dados para objetos binários longos (LOBs — *binary large objects*) e para localizadores de objetos longos. Existem duas variações, os objetos binários longos (BLOBs — *binary large objects*) e os objetos de texto longos (CLOBs — *character large objects*). A SQL propõe a manipulação de LOBs internamente ao SGBD sem ter de utilizar arquivos externos. Alguns operadores não são aplicáveis a atributos valorados-LOBs — por exemplo, comparações aritméticas, *group by* e *order by*. Entretanto, a recuperação parcial de valor, a comparação (LIKE), a concatenação, a subcadeia, a posição e o tamanho são operações que podem ser aplicadas a LOBs. Veremos adiante como objetos longos são utilizados no Oracle 8.

Apresentamos uma visão geral das recursos orientados a objetos propostos na SQL. Atualmente, as especificações para SQL/*Foundations* e SQL/*Object* estão sendo padronizadas. É evidente que os recursos que tornam a SQL compatível com a orientação a objetos seguem o que tem sido implementado em SGBDORs comerciais. A SQL/MM (multimídia) foi proposta como uma padronização específica para gerenciamento de banco de dados multimídia, com vários componentes: *framework*, textos completos, espaço, funcionalidades de propósito geral e ainda de imagens. Discutiremos o uso de tipos de dados bidimensionais, imagens e textos DataBlades no Informix Universal Server.

22.1.3 Algumas das Novas Operações e Características da SQL

Uma importante operação adicional é a **recursão linear** para especificar consultas recorrentes. Para ilustrar, suponha que tenhamos uma tabela chamada TABELA_PARTE(Parte1, Parte2) que contém uma tupla <p1, p2> em que a parte p1 contém a parte p2 como um componente. Uma consulta para gerar a **lista de materiais** para alguma parte p1 (isto é, com todas as partes componentes necessárias para produzir p1) é escrita como uma consulta recursiva como a seguir:

```
WITH RECURSIVE
LISTA_MATERIAL (Parte1, Parte2) AS
   (SELECT Parte1, Parte2
   FROM TABELA_PARTE
   WHERE Parte1 = 'p1'
      UNION ALL
      SELECT TABELA_PARTE(Parte1), TABELA_PARTE(Parte2)
      FROM LISTA_MATERIAL, TABELA_PARTE
      WHERE TABELA_PARTE.Parte1 = LISTA_MATERIAL(Parte2))
SELECT * FROM LISTA_MATERIAL
ORDER BY Parte1, Parte2;
```

O resultado final está contido em LISTA_MATERIAL(Parte1, Parte2). A operação UNION ALL é calculada obtendo-se a união de todas as tuplas geradas pelo bloco interno até que nenhuma nova tupla possa ser gerada. Por não implementar recursão, na SQL2, era atribuído ao programador realizá-la por meio de iterações adequadas.

Por segurança na SQL3, foi introduzido o conceito de **papel (role)**, semelhante a um 'job description' (descrição do emprego) e é sujeito a autorização de privilégios. As pessoas reais (contas de usuários) que têm uma função podem mudar, mas a função autorização em si não tem de ser modificada. A SQL3 também inclui sintaxe para especificação e uso de **triggers** (*gati-*

lhos) (Capítulo 24) como funções ativas. O disparo de eventos inclui as operações INSERT, DELETE e UPDATE em tabelas. A *trigger* pode ser especificada para ser executada antes (BEFORE) ou após (AFTER) o evento. O conceito de **granularidade** de uma **trigger** está incluso na SQL3, que permite a especificação de uma *trigger* em nível de linha (a *trigger* é executada para cada linha afetada) ou em nível de declaração (a *trigger* é executada somente uma vez para cada evento).[3] Para bancos de dados distribuídos (cliente-servidor, Capítulo 25), o conceito de um **módulo cliente** está incluído na SQL3. Um módulo cliente pode conter procedimentos chamados externamente, cursores e tabelas temporárias, que podem ser especificadas utilizando-se a sintaxe da SQL3.

A SQL3 também foi estendida com recursos de linguagens de programação. As rotinas escritas em SQL/CLI com total compatibilidade de tipos de dados e um ambiente integrado são referenciadas como **rotinas SQL**. Para tornar a linguagem computacionalmente completa, estão incluídas as seguintes estruturas de controle de programação na sintaxe SQL3: CALL/RETURN, BEGIN/END, FOR/END_FOR, IF/THE/ELSE/END_IF, CASE/END_CASE, LOOP/END_LOOP, WHILE/END_WHILE, REPEAT/UNTIL/END_REPEAT e LEAVE. As variáveis são declaradas utilizando DECLARE e as atribuições são especificadas utilizando SET. As **rotinas externas** referem-se a programas escritos em uma linguagem hospedeira (ADA, C, COBOL, PASCAL etc.), possivelmente contendo SQL embutida e com misturas de tipos. A vantagem de rotinas externas é que existem bibliotecas disponíveis de tais rotinas que são amplamente utilizadas, as quais podem diminuir o esforço no volume de implementação para as aplicações. Entretanto, as rotinas SQL são mais 'puras', mas não têm sido amplamente empregadas. As rotinas SQL podem ser utilizadas para rotinas de servidor (rotinas ou módulos em nível de esquemas) ou como módulos clientes, podendo ser procedimentos ou funções que retornam valores. A SQL/CLI está descrita no Capítulo 9.

22.2 Evolução e Tendências Atuais da Tecnologia de Bancos de Dados

No mundo comercial atual, há várias famílias de produtos de SGBDs disponíveis. As duas mais importantes são as de SGBDRs e SGBDOs, que se baseiam nos modelos de dados relacional e de objetos, respectivamente. Os dois outros tipos principais de produtos de SGBDs — hierárquicos e de rede — são atualmente referenciados como **SGBDs legados**; eles são baseados nos modelos de dados hierárquico e de rede, que foram introduzidos na metade dos anos 60. A família dos hierárquicos tem um produto predominante — o IMS da IBM, enquanto a família dos de rede abrange um extenso número de SGBDs, como o IDS II (*Honeywell*), IDMS (*Computer Associates*), IMAGE (*Hewlett Packard*), VAX-DBMS (*Digital*) e TOTAL/SUPRA (*Cincom*), para citar alguns. O modelo hierárquico e o de rede estão resumidos nos apêndices E e F.[4]

À medida que a tecnologia evolui, os SGBDs legados são gradualmente substituídos pelos novos que surgem. Nesse contexto, devemos focar o grave problema da **interoperabilidade** — a interconexão entre vários bancos de dados pertencentes às mais diversas famílias de SGBDs — como também com sistemas (legados) de gerenciamento de arquivos. Toda uma série de novos sistemas e ferramentas surgiu para lidar com esse problema. Mais recentemente, o XML despontou como um novo padrão para troca de dados na WEB (Capítulo 26).

O principal impulso para o desenvolvimento de SGBDORs estendidos surgiu da não-aderência dos SGBDs legados e do modelo relacional básico — assim como dos primeiros SGBDRs — para atender às demandas das novas aplicações, que estão basicamente em áreas que envolvem uma variedade de tipos de dados — por exemplo, textos em publicação eletrônica, imagens em fotos de satélite ou em previsão do tempo, dados complexos não convencionais em projetos de engenharia, em informações do genoma biológico ou em projetos arquiteturais; em séries de dados históricos de transações de mercado de ações ou histórico de vendas e dados espaciais e geográficos em mapas, dados sobre poluição da água ou do ar, ou informações sobre tráfego. Assim, há uma clara necessidade de se projetar bancos de dados que possam desenvolver, manipular e manter objetos complexos que surgiram com as novas aplicações. Além disso, tornou-se necessário manipular informações digitalizadas que armazenem seqüências de dados de áudio e vídeo (particionadas em quadros individuais) exigindo dos SGBDs o armazenamento de BLOBs (*Binary Long Objects* — Objetos Binários Longos).

A popularidade do modelo relacional foi favorecida por uma infra-estrutura muito robusta em termos de SGBDs comerciais, que foram projetados para suportá-lo. Porém, o modelo relacional básico e as primeiras versões da linguagem SQL mostraram-se inadequados para atender aos novos desafios. Os modelos de dados legados, como o modelo de rede, possuem a facilidade de modelar relacionamentos explicitamente, mas falham pelo uso intenso de ponteiros na implementação e não possuem conceitos como identidade de objetos, herança, encapsulamento e suporte a diversos tipos de dados e objetos com-

3 Esses conceitos são discutidos com maior profundidade no Capítulo 24.

4 Esses capítulos são dedicados ao Modelo de Dados de Rede e ao Modelo de Dados Hierárquico e estão disponíveis no site deste livro.

plexos. O modelo hierárquico é bem adequado a algumas ocorrências típicas de hierarquias no mundo real e nas organizações, mas é muito limitado e rígido em termos de caminhos hierárquicos internos aos dados. Assim, iniciou-se uma tendência de se combinar as melhores características do modelo de dados e das linguagens de objetos com o modelo de dados relacional, de modo que ele possa ser estendido para lidar com os desafios das aplicações de hoje.

No restante desse capítulo, focaremos as características de dois SGBDs que exemplificam a abordagem SGBDOR: o Informix Universal Server e o Oracle 8. Concluiremos com uma breve discussão do modelo relacional aninhado, que tem suas origens em uma série de projetos de pesquisa e implementação de protótipos. Esse modelo fornece um *framework* para embutir objetos complexos hierarquicamente estruturados em um *framework* relacional.

22.3 O INFORMIX UNIVERSAL SERVER[5]

O Informix Universal Server é um SGBDOR que combina tecnologias de banco de dados relacional e de objetos a partir de dois produtos preexistentes: o Informix e o Illustra. Esse último sistema originou-se do SGBD POSTGRES, um projeto de pesquisa da Universidade de Berkeley na Califórnia que foi comercializado como o DBMS Montage e passou pelo nome Miro antes de ser chamado Illustra. O Illustra foi então adquirido pela Informix, integrado a seu SGBDR e lançado como Informix Universal Server — um SGBDOR.

Para visualizar como os SGBDORs surgiram, começaremos focalizando o modo de classificar as aplicações de SGBDs de acordo com duas dimensões ou eixos: (1) complexidade dos dados — a dimensão X — e (2) a complexidade das consultas — a dimensão Y. Podemos dispor esses eixos em um espaço elementar 0-1 formado por quatro quadrantes:

Quadrante 1 (X=0, Y=0): Dados simples, consultas simples
Quadrante 2 (X=0, Y=1): Dados simples, consultas complexas
Quadrante 3 (X=1, Y=0): Dados complexos, consultas simples
Quadrante 4 (X=1, Y=1): Dados complexos, consultas complexas

Os SGBDRs tradicionais pertencem ao Quadrante 2. Apesar de suportarem consultas e atualizações *ad-hoc* complexas (assim como processamento de transações), eles lidam apenas com dados simples que podem ser modelados como um conjunto de linhas em uma tabela. A maioria dos bancos de dados de objetos (SGBDOs) cabe no Quadrante 3, uma vez que estes concentram-se no gerenciamento de dados complexos, mas possuem recursos limitados para consultas, baseados em navegação.[6] Com o objetivo de ocupar o quarto quadrante para dar suporte tanto a dados como a consultas complexas, os SGBDRs passaram a agregar mais objetos de dados complexos, enquanto os SGBDOs agregaram mais suporte a consultas complexas (por exemplo, a linguagem de consulta de alto nível OQL discutida no Capítulo 21). O Informix Universal Server encaixa-se no Quadrante 4 por possuir extensões em seu modelo relacional básico, incorporando uma gama de características que o tornam objeto-relacional.

Outros SGBDORs atuais que evoluíram a partir de SGBDRs incluem o Oracle da Oracle Corporation, Universal DB (UDB) da IBM, o Odapter da Hewlett Packard (HP) (que estende o SBGD da Oracle) e o Open ODB da HP (que estende o Allbase/SQL, produto próprio da HP). Os produtos com maior sucesso parecem ser aqueles que mantêm a opção de trabalhar como um SGBDR enquanto acrescentam funcionalidades adicionais. Nosso intuito aqui não é fornecer uma análise comparativa desses produtos, mas apenas oferecer uma visão geral de dois sistemas representativos.

Como o Informix Universal Server Estende o Modelo de Dados Relacional. As extensões ao modelo de dados relacional fornecidas pelo Illustra e incorporadas ao Informix Universal Server encaixam-se nas categorias seguintes:

- Suporte a tipos de dados adicionais ou extensíveis.
- Suporte a rotinas definidas pelo usuário (procedimentos ou funções).
- Noção implícita de herança.
- Suporte a extensões para indexação.
- Interfaces com Programas de Aplicação (APIs) *Data Blades*.[7]

---

5 Esta seção baseia-se principalmente no livro *Object-Relational DBMSs*, de Michael Stonebraker e Dorothy Moore (1996), e na orientação fornecida por Magdi Morsi da Informix.

6 O Quadrante 1 inclui softwares que lidam com manipulação de dados sem recuperação de dados e funcionalidades de manipulação. Fazem parte dessa descrição planilhas de cálculo como o EXCEL, processadores de texto como o Word ou qualquer software de gerenciamento de arquivos.

7 O Data Blades fornece extensões para o sistema básico, conforme discutiremos mais à frente, na Seção 22.3.6.

Nas seções seguintes forneceremos uma visão geral de cada uma dessas características. De modo geral, já introduzimos os conceitos de tipos de dados, tipos construtores, objetos complexos e herança no contexto de modelos orientados a objetos (Capítulo 20).

22.3.1 Tipos de Dados Extensíveis

A arquitetura do Informix Universal Server acrescenta ao SGBD básico um conjunto de **módulos Data Blade**. A idéia é considerar o SGBD como um 'barbeador' no qual determinada 'lâmina' é inserida para tratar um tipo de dado específico. Foi disponibilizado um conjunto de tipos de dados, incluindo objetos geométricos bidimensionais (como pontos, linhas, círculos e elipses), imagens, seqüências históricas, textos e páginas Web. Quando a Informix anunciou o Universal Server, foram disponibilizados 29 *Data Blades*.[8] Também é possível a uma aplicação criar seus próprios tipos, tornando assim o conceito de tipo de dados completamente extensível. Além dos tipos predefinidos, o Informix Universal Server oferece ao usuário quatro estruturas para declarar tipos adicionais:

1. Tipo *opaque*.
2. Tipo *distinct*.
3. Tipo *row*.
4. Tipo *collection*.

Quando um tipo é criado com base em uma das três primeiras opções, o usuário deve fornecer as funções e as rotinas para manipulação e conversão, incluindo as funções embutidas, agregadas e de operadores, assim como quaisquer outras funções ou rotinas definidas pelo usuário. Os detalhes desses quatro tipos são apresentados nas seções seguintes.

Tipo *Opaque*. O tipo *opaque* (opaco) possui sua representação interna oculta, sendo assim utilizada para encapsular um tipo. O usuário deve fornecer as funções de moldagem (*casting*) para converter um objeto opaco entre sua representação oculta no servidor (banco de dados) e sua representação visível, como apresentada ao cliente (programa invocador). As funções de usuário *enviar/receber* são necessárias para converter para/de a representação interna no servidor de/para a representação no cliente. Analogamente, as funções *import/export* são utilizadas para converter para/de uma representação externa copiada de/para a representação interna. Várias outras funções podem ser definidas para processar tipos opacos, incluindo *assign*(), *destroy*() e *compare*().

A especificação de um tipo opaco inclui seu nome, tamanho interno, caso seja fixo, tamanho máximo interno, caso seja de tamanho variável, alinhamento (que é a delimitação do byte), assim como habilitar ou não *hashing* (para criar uma estrutura de acesso por *hash*). Se escrevermos

```
CREATE OPAQUE TYPE tdu_opaco_fixo (INTERNALLENGTH = 8,
   ALIGNMENT = 4, CANNOTHASH);
CREATE OPAQUE TYPE tdu_opaco_var (INTERNALLENGTH = variable,
   MAXLEN=1024, ALIGNMENT = 8);
```

a primeira declaração cria um tipo opaco definido pelo usuário de tamanho fixo, chamado `tdu_opaco_fixo`, e a segunda cria um tipo de tamanho variável, chamado `tdu_opaco_var`. Ambos são descritos em uma implementação com parâmetros internos que não são visíveis ao cliente.

Tipo *Distinct*. O tipo de dado *distinct* é utilizado para estender um tipo existente por herança. O tipo recém-definido herda as funções/rotinas de seu tipo base, se não forem suprimidas. Por exemplo, a declaração

```
CREATE DISTINCT TYPE data_contratacao AS DATE;
```

cria um novo tipo definido pelo usuário, `data_contratacao`, que pode ser utilizado como qualquer outro tipo predefinido.

Tipo *Row*. O tipo *row* (*linha*), que representa um atributo composto, é análogo a um tipo *struct* na linguagem de programação C.[9] É um tipo composto que contém um ou mais campos. O tipo *row* também é utilizado para suportar herança pelo uso da palavra-chave `UNDER`, mas o sistema de tipos suporta apenas herança simples. Pela criação de tabelas cujas tuplas são de determinado tipo *row*, é possível tratar uma relação como parte de um esquema orientado a objetos e estabelecer relaciona-

8 Para mais informações sobre o *Data Blades* for Informix Universal Server, veja o site *http://www.informix.com/informix*.

9 É semelhante ao *construtor do tipo de tupla* abordado nos capítulos 20 e 21.

mentos de herança entre as relações. Nas declarações de tipos *row* a seguir, `t_empregado` e `t_aluno` herdam (ou são *declarados sob*) `t_pessoa`:

```
CREATE ROW TYPE t_pessoa(nome VARCHAR(60), seguro_social NUMERIC(9),
    data_aniversario DATE);
CREATE ROW TYPE t_empregado(salario NUMERIC(10,2), contratado_em
    data_contrato) UNDER t_pessoa;
CREATE ROW TYPE t_aluno(mdc NUMERIC(4,2), endereco
    VARCHAR(200)), UNDER t_pessoa;
```

Tipo *Collection*. As coleções do Informix Universal Server incluem listas, conjuntos e multiconjuntos (*bags*) de tipos embutidos, bem como de tipos definidos pelo usuário.[10] Uma coleção pode ser o tipo de um campo em um tipo *row* ou uma coluna em uma tabela. Os elementos de uma coleção do tipo conjunto não podem possuir valores duplicados e não possuem uma ordem específica. A lista pode possuir elementos em duplicata e a ordem é significativa. Finalmente, o **multiconjunto** pode incluir duplicatas e não possui uma ordem específica. Considere o seguinte exemplo:

```
CREATE TABLE empregado (nome VARCHAR(50) NOT NULL, comissao MULTISET(MOEDA));
```

Aqui, a tabela `empregado` contém a coluna comissão, que é do tipo multiset.

22.3.2 Suporte para Rotinas Definidas pelo Usuário

O Informix Universal Server suporta funções e rotinas definidas pelo usuário para manipular os tipos definidos. A implementação dessas funções pode estar escrita em *Stored Procedure Language* (SPL) ou nas linguagens de programação C ou JAVA. As funções definidas pelo usuário possibilitam definir funções de operadores tais como *plus()*, *minus()*, *times()*, *divide()*, *positive()* e *negate()*, funções embutidas como *cos()* e *sin()*, funções de agregação como *sum()* e *avg()*, além de outras rotinas desenvolvidas pelo usuário. Isto habilita o Informix Universal Server a manipular os tipos definidos pelo usuário como tipos embutidos, uma vez que as funções requisitadas estão definidas. O exemplo a seguir especifica uma função igual para comparar dois objetos do tipo `tdu_opaco_fixo` declarado anteriormente:

```
CREATE FUNCTION igual (arg1 tdu_opaco_fixo, arg2
   tdu_opaco_fixo) RETURNING BOOLEAN;
EXTERNAL NAME "/usr/lib/informix/libopaque.so
   (igual_tdu_opaco_fixo)" LANGUAGE C;
END FUNCTION;
```

O Informix Universal Server também suporta **moldagem** (*cast*) – uma função que converte objetos de um tipo origem para um tipo destino. Existem dois tipos de moldagem definida pelo usuário: (1) implícita e (2) explícita. As moldagens implícitas são invocadas automaticamente, enquanto as moldagens explícitas são chamadas somente quando o operador de moldagem é especificado diretamente, pelo uso de "`::`" ou `CAST AS`. Caso os tipos origem e destino possuam a mesma estrutura interna (como quando da utilização da especificação de *tipos distinct*), não é necessária nenhuma função definida pelo usuário.

Considere o seguinte exemplo para ilustrar moldagem explícita, em que a tabela empregado possui uma coluna `col1` do tipo `tdu_opaco_var` e uma coluna `col2` do tipo `tdu_opaco_fixo`.

```
SELECT col1 FROM empregado WHERE tdu_opaco_fixo::col1 = col2;
```

Com o objetivo de comparar `col1` a `col2`, o operador de moldagem é aplicado a `col1` para convertê-lo de `tdu_opaco_var` para `tdu_opaco_fixo`.

22.3.3 Suporte a Herança

Herança é focalizada em dois níveis no Informix Universal Server: (1) herança de dado (atributo) e (2) herança de função (operação).

10 Similares ao *tipos coleção* apresentados nos capítulos 20 e 21.

Herança de Dados. Para criar subtipos de tipos *row* existentes, utilizamos a palavra-chave UNDER conforme discutido anteriormente. Considere o seguinte exemplo:

```
CREATE ROW TYPE tipo_empregado (
   enome VARCHAR(25),
   ssn CHAR(9),
   salario INT);

CREATE ROW TYPE tipo_engenheiro (
   graduacao VARCHAR(10),
   licenca VARCHAR(20))
   UNDER tipo_empregado;

CREATE ROW TYPE tipo_engenheiro_gerente (
   data_inicio_gerencia VARCHAR(10),
   depto_gerenciado VARCHAR(20))
   UNDER tipo_engenheiro;
```

As declarações anteriores criam um tipo_empregado e um subtipo chamado tipo_engenheiro, que representa os empregados que são engenheiros e, dessa forma, herda todos os atributos de empregados, e possui as propriedades adicionais graduacao e licenca. Um outro tipo denominado tipo_engenheiro_gerente é um subtipo de tipo_engenheiro, sendo assim herdeiro de tipo_engenheiro e, de modo implícito, de tipo_empregado. O Informix Universal Server não suporta herança múltipla. Podemos agora criar tabelas chamadas empregado, engenheiro e engenheiro_gerente com base nesses tipos *row*.

Observe que as opções de armazenamento para representar hierarquias de tipos em tabelas variam. O Informix Universal Server oferece a opção de armazenar instâncias em combinações distintas — por exemplo, uma instância (registro) em cada nível ou uma instância que consolida todos os níveis —; essas correspondem às opções de mapeamento apresentadas na Seção 7.2. Os atributos herdados são representados repetidamente nas tabelas no nível mais baixo ou com uma referência ao objeto do supertipo. O processamento de comandos SQL é modificado convenientemente com base na hierarquia de tipos. Por exemplo, a consulta

```
SELECT *
FROM empregado
WHERE salario > 100.000;
```

retorna a informação de empregado a partir *de todas* as tabelas em que cada empregado selecionado está representado. Como um padrão, as consultas em supertabelas retornam as colunas dessas supertabelas, bem como as de subtabelas que herdam daquelas supertabelas. Entretanto, a consulta

```
SELECT *
FROM ONLY (empregado)
WHERE salario > 100.000;
```

retorna as instâncias somente da tabela empregado por causa da palavra-chave ONLY.

É possível consultar uma supertabela utilizando uma *variável de correlação*, de modo que o resultado contenha não apenas colunas tipo_supertabela das subtabelas, mas também colunas específicas do subtipo das subtabelas. Tal consulta retorna linhas de diferentes tamanhos; o resultado é denominado **linha recortada (jagged row result)**. A recuperação de todas as informações sobre um empregado de todos os níveis em uma 'forma recortada' é executada por

```
SELECT e
FROM empregado e ;
```

Para cada empregado, dependendo se ele ou ela é um engenheiro ou algum outro subtipo(s), a consulta retornará conjuntos adicionais de atributos das tabelas de subtipos apropriados.

As visões (*views*) definidas sobre supertabelas não podem ser atualizadas em razão da localização de linhas inseridas ser ambígua.

Herança de Função. Do mesmo modo que os dados são herdados entre tabelas em uma hierarquia de tipos, as funções também podem ser herdadas em um SGBDOR. Por exemplo, a função bem_pago pode ser definida sobre tipo_empregado para identificar aqueles empregados que possuem um salário maior que o de Bill Brown, como segue:

```
CREATE FUNCION bem_pago (tipo_empregado)
RETURNS BOOLEAN AS
```

```
RETURN $1.salario >(SELECT salario
                    FROM empregado
                    WHERE enome = 'Bill Brown');
```

As tabelas sob a tabela empregado herdarão automaticamente essa função. Porém, a mesma função pode ser redefinida para `tipo_gerente_engenheiro`, como aqueles empregados que ganham salários maiores que Jack Jones, conforme segue:

```
CREATE FUNCION bem_pago (tipo_gerente_engenheiro)
RETURNS BOOLEAN AS
RETURN $1.salario > (SELECT salario
                     FROM empregado
                     WHERE enome = 'Jack Jones');
```

Por exemplo, considere a consulta

```
SELECT e.enome
FROM ONLY (empregado) e
WHERE bem_pago(e);
```

que é avaliada pela primeira definição de `bem_pago`. A consulta

```
SELECT g.enome
FROM engenheiro g
WHERE bem_pago(g);
```

também utiliza a primeira definição de `bem_pago` (pois ela não foi redefinida para engenheiro), enquanto

```
SELECT eg.enome
FROM ONLY engenheiro_gerente eg
WHERE bem_pago(eg);
```

utiliza a segunda definição de `bem_pago`, que sobrepõe ao primeiro. Isso é chamado **sobrecarga de operação** (ou de **função**) conforme discutido na Seção 20.6 a respeito de polimorfismo. Observe que `bem_pago` — além de outras funções — também pode ser tratado como um atributo virtual; assim, `bem_pago` pode ser referenciado como `empregado.bem_pago` ou `engenheiro_gerente.bem_pago` em um consulta.

22.3.4 Suporte a Extensões de Indexação

O Informix Universal Server suporta indexação sobre rotinas definidas pelo usuário em uma tabela simples ou em uma hierarquia de tabelas. Por exemplo,

```
CREATE INDEX cidade_empregado ON empregado (cidade (endereço));
```

cria um índice sobre a tabela `empregado` utilizando o valor da função `cidade`.

Com o objetivo de dar suporte a índices definidos pelo usuário, o Informix Universal Server fornece classes de operadores, que são utilizadas para representar os tipos de dados definidos pelo usuário em árvores-B genéricas, bem como em outros métodos de acesso secundário, como árvores-R.

22.3.5 Suporte a Fontes de Dados Externas

O Informix Universal Server fornece suporte a fontes de dados externas (como dados armazenados em um sistema de arquivos) que são mapeados para uma tabela no banco de dados chamada **interface de tabela virtual**. Essa interface permite ao usuário definir operações que podem ser utilizadas como *mediadoras* (*proxies*) para outras operações que são necessárias para acessar e manipular a(s) linha(s) associada(s) às fontes de dados subjacentes. Essas operações incluem `open`, `close`, `fetch`, `insert` e `delete`. O Informix Universal Server também suporta um conjunto de funções que habilitam a chamada a instruções SQL em uma rotina definida pelo usuário sem a sobrecarga de realizá-la por meio uma interface cliente.

22.3.6 Suporte a Interfaces de Programas de Aplicação *Data Blades*

As Interfaces de Programas de Aplicação (APIs) *Data Blades* do Informix Universal Server fornecem tipos de dados e funções adicionais para categorias específicas de aplicações. Revisaremos os tipos de dados extensíveis para operações bidimensionais

(exigidos em aplicações GIS ou CAD)[11], os tipos de dados relacionados com o armazenamento e gerenciamento de imagens, o tipo de dados para séries temporais e algumas poucas características do tipo de dados para textos. A facilidade dos SGBDORs para lidar com as recentes aplicações não convencionais é essencialmente atribuída a esses tipos especiais de dados e às funcionalidades 'sob medida' que eles oferecem.

Tipos de Dados Bidimensionais (Espaciais). Para uma aplicação bidimensional, os tipos de dados relevantes que devem ser incluídos são:

- Um **ponto** definido por coordenadas (X,Y).
- Uma **linha** definida por seus dois pontos terminais.
- Um **polígono** definido por uma lista ordenada dos *n* pontos que formam seus vértices.
- Uma **trajetória** definida por uma seqüência (lista ordenada) de pontos.
- Um **círculo** definido por seu ponto de centro e raio.

Fornecidos os tipos de dados anteriores, uma função como *distância* pode ser definida entre dois pontos, um ponto e uma linha, uma linha e um círculo, e assim por diante, por implementação das expressões matemáticas apropriadas para distância na linguagem de programação. Analogamente, uma função Booleana intercepta — que retorna verdadeiro ou falso dependendo se dois objetos geométricos possuem intersecção — pode ser definida entre uma linha e um polígono, uma trajetória e um polígono, uma linha e um círculo, e assim por diante. Outras funções booleanas importantes para aplicações GIS podem ser *sobreposição* (polígono, polígono), *contém* (polígono, polígono) *contém* (ponto, polígono), entre outras. Observe que o conceito de sobrecarga (polimorfismo de operações) aplica-se quando algum nome de função é utilizado com diferentes tipos de argumentos.

Tipos de Dados de Imagens. As imagens são armazenadas em uma variedade de formatos padrões — como TIFF, GIF, JPEG, photoCD, GROUP 4 e FAX — desse modo pode-se definir um tipo de dados para cada um desses formatos e utilizar uma biblioteca de funções adequada para ler imagens de outra mídia ou recuperar imagens para apresentação. Alternativamente, uma IMAGEM pode ser considerada um tipo de dados simples com várias opções de armazenamento de dados. A última opção possibilitaria que uma coluna em uma tabela fosse do tipo IMAGEM, permitindo assim o armazenamento em uma variedade de formatos diferentes. A seguir estão algumas possíveis funções (operações) sobre imagens:

```
rotacionar (imagem, angulo) returns imagem.
recortar (imagem, poligono) returns imagem.
realcar (imagem) returns imagem.
```

A função *recortar* (*crop*) extrai a partição de uma imagem que intersecciona com um polígono. A função *realçar*(*enhance*) aperfeiçoa a qualidade de uma imagem por meio de melhorias no contraste. Várias imagens podem ser solicitadas como parâmetros para as seguintes funções:

```
comum (imagem1, imagem2) returns imagem.
uniao (imagem1, imagem2) returns imagem.
similaridade (imagem1, imagem2) returns numero.
```

A função *similaridade* (*similarity*) normalmente se encarrega da contagem da distância entre dois vetores com os componentes <cor, formato, textura, borda> que descrevem o conteúdo de duas imagens. O *Data Blade* VIR do Informix Universal Server pode ser utilizado para realizar busca em imagens pelo conteúdo com base nas medidas de similaridade anteriores.

Tipo de Dado para Séries Temporais. O Informix Universal Server oferece um tipo de dado para séries temporais que permite a manipulação de dados temporais muito mais simples que o armazenamento em múltiplas tabelas. Por exemplo, considere o armazenamento dos preços de fechamento de ações da Bolsa de Mercadorias de Nova York de mais de 3 mil ações para cada dia útil em que o mercado está aberto. Pode-se definir uma tabela conforme a que segue:

```
CREATE TABLE preços_acoes (
nome_empresa VARCHAR(30),
simbolo VARCHAR(5),
```

11 Lembre-se de que GIS significa *Geographic Information Systems* (Sistemas de Informações Geográficas) e CAD, *Computer Aided Design* (Projeto Auxiliado por Computador).

```
precos TIME_SERIES OF FLOAT);
```

Considerando os dados de preços de ações para todas as 3 mil empresas em um dado período, digamos vários anos, é necessária apenas uma relação, graças ao tipo de dado TIME_SERIES para o atributo precos. Sem esse tipo de dado, cada companhia deveria possuir uma tabela. Por exemplo, uma tabela para a companhia coca_cola (símbolo KO) pode ser declarada como:

```
CREATE TABLE coca_cola (
data_de_registro DATE,
preco FLOAT);
```

Nessa tabela, existiriam aproximadamente 260 tuplas por ano — uma para cada dia de negócios. O tipo de dados para séries temporais leva em conta o calendário, o tempo de início, o intervalo de gravação (diário, semanal, mensal), e assim por diante. São disponibilizadas funções, como para extração de um subconjunto da série temporal (por exemplo, os preços de fechamento durante janeiro de 1999), totalização por nível de granularidade (por exemplo, média semanal de preços de fechamento a partir dos preços de fechamento diários) e construção de médias para intervalos.

Uma consulta na tabela precos_acoes que fornece a média para o intervalo de 30 dias iniciando em 1º de junho de 1999 para as ações da coca_cola pode utilizar a função MOVING-AVG como a seguir:

```
SELECT MOVING-AVG(precos, 30, '1999-06-01')
FROM precos_acoes
WHERE simbolo = "KO";
```

A mesma consulta na tabela coca_cola seria muito mais complicada para escrever e acessaria várias tuplas, enquanto a consulta anterior na tabela preços_ações manipula uma única linha correspondente à sua companhia na tabela. Está comprovado que a utilização do tipo de dados para séries temporais fornece um ganho na ordem de magnitude do desempenho no processamento dessas consultas.

Tipo de Dado para Textos. O *Data Blade* para textos fornece armazenamento, pesquisa e recuperação de objetos de texto. Ele define um único tipo de dados chamado **doc**, cujas instâncias são armazenadas como objetos longos que pertencem ao tipo de dados predefinido large-text. Discutiremos brevemente algumas características importantes desse tipo de dado.

O armazenamento interno para large-text é o mesmo que para o tipo de dado large-object. As referências para um único objeto longo estão gravadas na tabela do sistema 'refcount', que armazena informações como o número de linhas do objeto longo, seu OID, seu modo de armazenamento, o momento de sua última modificação e gerenciamento de armazenamento em arquivos. A conversão automática entre os tipos de dados text e large-text permite que quaisquer funções com argumentos do tipo text sejam aplicadas a objetos large-text. Dessa forma, é possível a concatenação de objetos large-text da mesma forma que *strings*, assim como a extração de *substrings* de objetos large-text.

Os parâmetros do Data Blade Text incluem o formato, para o qual o default é ASCII, com outras possibilidades, como postscript, dvipostscript, nroff, troff e text. Para converter documentos entre os vários formatos é necessário o Data Blade Text Conversion, que é separado do Data Blade Text. Um parâmetro de arquivo externo indica a representação interna de um doc para armazenar uma referência para um arquivo externo em vez de copiá-lo para um objeto longo.

Para a manipulação de objetos doc, são utilizadas funções como as seguintes:

```
Import_doc (doc, text) returns doc.
Export_doc (doc, text) returns text.
Assign (doc) returns doc.
Destroy (doc) returns void.
```

As funções Assign e Destroy já existem nos tipos embutidos large-object e large-text, mas devem ser redefinidas pelo usuário para objetos do tipo doc. A instrução a seguir cria uma tabela chamada documentos_legais, em que cada linha possui um título do documento em uma coluna e o documento em si em outra coluna:

```
CREATE TABLE documentos_legais (
   titulo TEXT,
   documento DOC);
```

Para inserir uma nova linha nessa tabela com um documento chamado 'leasing.contrato' pode ser utilizado o seguinte comando:

```
INSERT INTO documentos_legais (titulo, documento)
```

```
VALUES ('leasing.contrato', 'format {troff}:/user/local/documentos/leasing');
```

O segundo valor na cláusula corresponde ao nome do caminho da localização do arquivo desse documento; a especificação format indica que se trata de um documento `troff`. Pode ser criado um índice para se pesquisar o texto, conforme a instrução a seguir:

```
CREATE INDEX indice_legais
ON documentos_legais
USING dtree(document text_ops);
```

Na declaração acima, `text_ops` é uma op-class (classe operadora) que é aplicável a uma estrutura de acesso denominada índice `dtree`, que é uma estrutura especial para documentos. Quando um documento do tipo `doc` é inserido na tabela, o texto é interpretado em linhas individuais. O Data Blade Text é sensível à caixa: assim, `Numero_residencia`, `Numero_Residencia` ou `numero_residencia` são consideradas uma mesma palavra. O thesaurus WORDNET define a *derivação* das palavras. Por exemplo, `houses (casas)` ou `housing (morando)` derivam de `house (casa)`, `quickly (rapidamente)` de `quick (rápido)` e `talked (falado)` de `talk (falar)`. É armazenado um arquivo de exceção de palavras, que contém palavras que são ignoradas em pesquisas por não serem significantes, como artigos e preposições. São exemplos dessas palavras: é, não, um, o, mas, para, se etc. (disponível em inglês).

O Informix Universal Server fornece dois conjuntos de rotinas — as **rotinas de consulta** (*contains*) e as **funções de seqüência de texto** (*text-string*) — que possibilitam às aplicações determinar se documentos contêm certa(s) palavra(s) e quais documentos são semelhantes. Quando essas funções são utilizadas em uma condição de pesquisa, os dados são retornados em uma ordem descendente de acordo com o grau de correspondência entre a condição e os documentos, em que a maior correspondência é mostrada primeiro. A função `Weight-Contains(indice a ser utilizado, id da tupla do documento, texto de entrada)`, e a função similar `WeightContainsWords` retornam um número de precisão entre 0 e 1, indicando o grau da equivalência entre o texto ou as palavras de entrada e o documento especificado pelo *id* da tupla. Para mostrar o uso dessas funções, considere a seguinte consulta: Encontrar os títulos de documentos legais que contenham os dez termos com maior ocorrência do documento chamado `'leasing.contrato'`. Essa consulta pode ser definida como:

```
SELECT d.titulo
FROM documentos_legais d, documentos_legais l
WHERE contains (d.document, AndTerms (TopNTerms(l.document,10)))
AND l.titulo = 'leasing.contrato' AND d.titulo <> 'leasing.contrato';
```

Essa consulta mostra como o SQL pode ser estendido com funções específicas a esse tipo de dado, fornecendo capacidades muito poderosas no que se refere a funções de manipulação de textos. Nessa consulta, a variável `d` refere-se a todo o conjunto de documentos legais, enquanto `l` está associado a um documento específico cujo título é `'leasing.contrato'`. `TopNTerms` extrai os dez termos que mais ocorrem em `'leasing.contrato'` (documento `l`); `AndTerms` arranja esses termos em uma lista, e `contains` compara os termos da lista e suas derivações para cada documento (d) da tabela `documentos_legais`.

Um Resumo sobre Data Blades. Como podemos observar, os *Data Blades* estendem um SGBDR oferecendo várias estruturas para tipos abstratos de dados (TADs) que possibilitam ao usuário manipular os dados como se fossem armazenados em um SGBDO, utilizando os TADs como classes. Esse recurso faz com que o sistema relacional *se comporte* como um SGBDO e diminui acentuadamente o esforço de programação necessário quando comparado com o desenvolvimento da mesma funcionalidade somente com SQL embutido em uma linguagem de programação.

22.4 CARACTERÍSTICAS OBJETO-RELACIONAIS DO ORACLE 8

Nesta seção revisaremos várias características relacionadas à versão do produto de SGBD Oracle chamada *Release* 8.X, que foi estendido para incorporar características objeto-relacionais. Outras características foram agregadas nas versões subseqüentes do Oracle. Foram adicionados vários tipos de dados com as respectivas facilidades de manipulação, chamados **cartridges** (cartuchos).[12] Por exemplo, o cartridge para dados espaciais permite manipular informações geográficas e as baseadas em mapas. O gerenciamento de dados multimídia foi facilitado com os novos tipos de dados. Nesta seção focaremos as diferenças entre a versão 8.X do Oracle (como estava disponível quando da edição) em relação às versões anteriores em termos das no-

12 Os cartridges (cartuchos) no Oracle são semelhantes aos *Data Blades* no Informix.

vas características orientadas a objetos e tipo de dados, assim como em relação a algumas opções de armazenamento. Partes da linguagem SQL-99 que foi discutida na Seção 22.1 são aplicáveis ao Oracle. Não discutiremos essas características aqui.

22.4.1 Alguns Exemplos de Características Objeto-Relacionais do Oracle

Como um SGBDOR, o Oracle 8 continua fornecendo as capacidades de um SGBDR e adicionalmente oferece suporte a conceitos orientados a objetos. O gerenciador fornece altos níveis de abstração de modo que os desenvolvedores de aplicações podem manipular objetos de aplicação em vez de construir os objetos a partir de dados relacionados. A informação complexa sobre um objeto pode estar oculta, mas as propriedades (atributos, relacionamentos) e os métodos (operações) do objeto podem ser identificados no modelo de dados. Além disso, as declarações de tipos de objetos podem ser reutilizadas através de herança, reduzindo desse modo o esforço e o tempo de desenvolvimento da aplicação. Para facilitar a modelagem de objetos, o Oracle apresenta as características descritas a seguir (bem como algumas das características da SQL-99 na Seção 22.1).

Representação de Atributos Multivalorados Utilizando VARRAY. Alguns atributos de um objeto/entidade podem ser multivalorados. No modelo relacional, os atributos multivalorados deveriam ser manipulados para formar uma nova tabela (seções 7.1 e 10.3.2 sobre a primeira forma normal). Se dez atributos de uma tabela extensa forem multivalorados, deveremos ter onze tabelas simples geradas após a normalização. Para recuperar os dados, o desenvolvedor deve realizar dez junções (*joins*) entre essas tabelas. Isso não acontece em um modelo de objetos, uma vez que todos os atributos de um objeto — inclusive aqueles multivalorados — são encapsulados no objeto. O Oracle 8 realiza isso pelo uso de um tipo de dado array de tamanho variável (VARRAY), que possui as seguintes propriedades:

1. COUNT: Número corrente de elementos.
2. LIMIT: Números máximo de elementos que o VARRAY pode conter e é definido pelo usuário.

Considere o exemplo de um VARRAY para a entidade `cliente` com os atributos `nome` e `numeros_de_telefone`, em que `numeros_de_telefone` é multivalorado. Inicialmente, precisamos definir um tipo de objeto para representar um `numero_de_telefone`, como a seguir:

```
CREATE TYPE tipo_numero_de_telefone AS OBJECT (numero_de_telefone CHAR(10));
```

A seguir definimos um VARRAY cujos elementos seriam objetos do tipo `tipo_numero_de_telefone`:

```
CREATE TYPE tipo_lista_de_telefones as VARRAY(5) OF tipo_numero_de_telefone;
```

Agora podemos criar o tipo de dado `tipo_cliente` como um objeto com os atributos `nome_cliente` e `numeros_de_telefone`:

```
CREATE TYPE tipo_cliente AS
OBJECT (nome_cliente VARCHAR(20),
      numeros_de_telefone tipo_lista_de_telefones);
```

Agora é possível criar a tabela cliente por meio de

```
CREATE TABLE cliente OF tipo_cliente;
```

Para recuperar uma lista com todos os clientes e seus respectivos números de telefone, podemos escrever uma consulta simples sem junção alguma:

```
SELECT nome_cliente, numeros_de_telefone
FROM clientes;
```

Utilizando Tabelas Aninhadas para Representar Objetos Complexos. Na modelagem de objetos, alguns atributos de um objeto poderiam ser também objetos. Isso é realizado no Oracle 8 por **tabelas aninhadas** (Seção 22.6). Aqui, as colunas (equivalentes aos atributos de objetos) podem ser declaradas como tabelas. No exemplo anterior, vamos considerar que temos uma descrição associada a cada número de telefone (por exemplo, residencial, comercial, celular). Isso poderia ser modelado utilizando-se uma tabela aninhada pela redefinição de `tipo_numero_de_telefone`, conforme a seguir:

```
CREATE TYPE tipo_numero_de_telefone AS
OBJECT (numero_de_telefone CHAR(10), descricao CHAR(30));
```

A seguir redefinimos `tipo_lista_de_telefones` como uma tabela de `tipo_numero_de_telefone` como:

```
CREATE TYPE tipo_lista_de_telefones AS TABLE OF tipo_numero_de_telefone;
```

Podemos então criar o tipo `tipo_cliente` e a tabela `cliente` como anteriormente. A única diferença é que `tipo_lista_de_telefones` agora é uma tabela aninhada em vez de um VARRAY. Ambas as estruturas possuem funções semelhantes com poucas diferenças. As tabelas aninhadas *não* possuem limite superior para número de elementos enquanto os VARRAYs devem possuir um limite. Os itens individuais podem ser recuperados a partir de tabelas aninhadas, mas isso não é possível com VARRAYs. Também podem ser definidos índices adicionais para acelerar o acesso aos dados.

Visões de Objetos. As visões de objetos podem ser utilizadas para construir objetos virtuais a partir de dados relacionais, possibilitando assim que programadores utilizem esquemas existentes para suportar objetos. Isso permite que aplicações relacionais e de objetos coexistam sobre a mesma base de dados. Em nosso exemplo, vamos supor que tenhamos modelado nossa base de dados de clientes utilizando o modelo relacional, mas que o gerenciamento decidiu desenvolver todas as futuras aplicações no modelo de objetos. A migração por meio da visão de objetos dos mesmos dados relacionais existentes pode, desse modo, facilitar a transição.

22.4.2 Gerenciamento de Objetos Longos e Características de Armazenamento Adicionais

O Oracle atualmente permite armazenar grandes objetos como vídeo, áudio e textos de documentos. Foram introduzidos novos tipos de dados para essa finalidade. Dentre esses tipos, incluem-se:

- BLOB (*binary large object* – objeto binário longo).
- CLOB (*character large object* – objeto de texto longo).
- BFILE (arquivo binário armazenado à parte do banco de dados).
- NCLOB (CLOB de tamanho fixo)

Com exceção de BFILE, que é armazenado externamente ao banco de dados, todos os demais tipos são armazenados internamente junto com outros dados. Para um BFILE, somente o nome do diretório é gravado no banco de dados.

Tabelas e Índices Unificados. O padrão Oracle 7.X estabelece a manutenção de índices como árvores-B^+ que contêm referências para blocos de dados (Capítulo 14). Porém, tanto o índice quanto o bloco de dados devem ser acessados para recuperar o dado. Além disso, os valores de chaves são armazenados duas vezes — na tabela e no índice — aumentando os custos de armazenamento. O Oracle 8 suporta o esquema de indexação padrão e também **tabelas e índices unificados**, em que os registros de dados e os índices são gravados juntos em uma estrutura de árvore-B (Capítulo 14). Isso permite uma recuperação de dados mais rápida e exige um menor espaço de armazenamento para arquivos de pequena a média dimensão em que o tamanho do registro não é tão extenso.

Tabelas Particionadas e Índices. Tabelas extensas e índices podem ser divididos em partições menores. A tabela vem a ser agora uma estrutura lógica, enquanto as partições tornam-se estruturas físicas que mantêm os dados. Isso traz as seguintes vantagens:

- Continuidade do acesso aos dados na eventualidade de falhas em algumas partições.
- Desempenho escalonável permitindo crescimento gradativo ao volumes de dados.
- Melhoria do desempenho global em processamento de consultas e transações.

22.5 Implementação e Aspectos Relacionados a Sistemas de Tipos Estendidos

Existem várias questões de implementação associadas ao suporte de um sistema de tipos estendidos com funções associadas (operações). Nesse momento, resumiremos brevemente essas questões.[13]

- Os SGBDORs devem associar dinamicamente uma função definida pelo usuário em seu espaço de endereçamento apenas quando esta é chamada. Como observamos nos casos dos dois SGBDORs, várias funções são requeridas para operar

13 Stonebraker e Moore (1996) foi a referência usada.

sobre dados espaciais em duas ou três dimensões, imagens, textos, e assim por diante. Com ligação estática para todas as bibliotecas de funções, o espaço de endereçamento do SGBD pode aumentar em ordem de magnitude. A ligação dinâmica é utilizada nos dois SGBDORs que foram estudados.

- Os aspectos cliente-servidor lidam com a substituição e a ativação de funções. Se o servidor precisar executar uma função, é preferível fazê-la no espaço de endereçamento do SGBD em vez de remotamente, em razão do alto volume de sobrecarga. Caso a função demande uma computação muito intensiva ou se o servidor estiver atendendo um grande número de clientes, o servidor pode transferir a função para uma máquina cliente isolada. Por questões de segurança, é melhor executar as funções no cliente utilizando o ID de usuário do cliente. Para futuras funções, é desejável que sejam escritas em linguagens interpretadas como JAVA.
- Deve ser possível efetuar consultas dentro de funções. Uma função deve operar do mesmo modo quando é utilizada a partir de uma aplicação por meio de uma API (*Aplication Program Interface*) ou quando é chamada pelo SGBD como parte de uma execução SQL com a função embutida em um comando SQL. Os sistemas devem suportar um aninhamento desses *callbacks*.
- Em razão da variedade de tipos de dados em um SGBDOR e das operações associadas, a eficiência no armazenamento e no acesso aos dados é importante. Para dados espaciais ou multidimensionais, podem ser utilizadas novas estruturas de armazenamento, como árvores-R (R_trees) e árvores quad (quad trees) ou arquivos Grid. Os SGBDORs devem permitir a criação de novos tipos com novas estruturas de acesso. Ao lidar com cadeias de texto longas ou arquivos binários também se apresentam várias opções de busca e armazenamento. Deve ser possível explorar essas novas opções pela definição de novos tipos de dados no SGBDOR.

Outras Questões Relacionadas aos Sistemas Objeto-Relacionais. Na discussão anterior a respeito do Informix Universal Server e do Oracle 8, concentramo-nos em como um SGBDOR estende o modelo relacional. Discutimos as características e as facilidades oferecidas para manipular dados relacionais armazenados como tabelas como se fossem um banco de dados de objetos. Existem outros problemas evidentes a considerar no contexto de SGBDORs:

- *Projeto de banco de dados objeto-relacional*: Descrevemos um procedimento para projetar esquemas de objetos na Seção 21.5. O projeto objeto-relacional é mais complicado por termos de considerar não somente os aspectos básicos de projeto associados à semântica da aplicação e às dependências do modelo de dados relacional (que foram discutidos nos capítulos 10 e 11), mas também a natureza orientada a objetos das características estendidas que acabamos de discutir.
- *Processamento de consultas e otimização*: Por estender a SQL com funções e regras, esse problema é mais complexo, muito mais que a visão geral de otimização de consultas que discutimos para o modelo relacional no Capítulo 15.
- *Interação de regras com transações*: O processamento de regras associado à SQL abrange mais que apenas as regras de atualização (update-update, Seção 24.1), que são implementadas em SGBDRs como *triggers*. Além disso, atualmente os SGBDRs implementam apenas a execução imediata de *triggers*. A execução retardada de *triggers* acarreta processamento adicional.

22.6 O Modelo Relacional Aninhado

Para completar essa discussão, esta seção resume uma abordagem que propõe o uso de tabelas aninhadas, também conhecidas como relações em forma não-normalizada. Nenhum SGBD comercial optou por implementar esse conceito em sua forma original. O modelo relacional aninhado elimina a restrição da primeira forma normal (1NF, Capítulo 11) do modelo relacional básico, sendo também conhecido como a **Não-1NF** ou **NFNF (*Non-First Normal Form*)** ou modelo relacional **NF^2**. No modelo relacional básico — também denominado **modelo relacional plano** (*flat relational model*) — é exigido que os atributos sejam monovalorados e que possuam domínios atômicos. O modelo relacional aninhado permite atributos compostos e multivalorados, gerando assim tuplas complexas com estruturas hierárquicas. Isso é útil para representar objetos que são naturalmente estruturados em hierarquias. Na Figura 22.1, a parte (a) mostra um esquema relação aninhado DEPTO baseado em parte do banco de dados COMPANHIA, e a parte (b) apresenta um exemplo de tupla Não-1NF para DEPTO.

Para definir o esquema DEPTO como uma estrutura aninhada, podemos escrever o seguinte:

```
depto = (nrod, dnome, gerente, empregados, projetos, localizacoes)
empregados = (enome, dependentes)
projetos = (pnome, ploc)
```

```
localizacoes = (dloc)
dependentes = (dnome, idade)
```

Inicialmente, são definidos todos os atributos da relação DEPTO. Na seqüência, quaisquer atributos aninhados de DEPTO – isto é, EMPREGADOS, PROJETOS e LOCALIZACOES – são definidos. A seguir, são definidos os atributos aninhados no segundo nível, como DEPENDENTES de EMPREGADOS, e assim por diante. Todos os nomes de atributos devem ser diferenciados na definição de relações aninhadas. Observe que um atributo aninhado normalmente é um **atributo composto multivalorado**, levando a uma *'relação aninhada' dentro de cada* tupla. Por exemplo, o valor do atributo PROJETOS em cada tupla DEPTO é uma relação com dois atributos (PNOME, PLOC). Para a tupla DEPTO da Figura 22.1b, o atributo PROJETOS contém três tuplas como seu valor. Outros atributos aninhados podem ser **atributos simples multivalorados**, como LOCALIZACOES de DEPTO. Também é possível haver um atributo aninhado **composto e monovalorado**, apesar de que a maioria dos modelos relacionais aninhados trata esses atributos como se fossem multivalorados.

(a)

NROD	DNOME	GERENTE	EMPREGADOS			PROJETOS		LOCALIZACOES
			ENOME	DEPENDENTES		PNOME	PLOC	DLOC
				DNOME	IDADE			

(b)

4	Adminis-tração	Wallace	Zelaya	Thomas	8	Novos benefícios	Stafford	Stafford
				Jennifer	6	Computa-dorização	Stafford	Greenway
			Wallace	Jack	18	Sistema telefônico	Greenway	
				Robert	15			
				Mary	10			
			Jabbar					

(c)

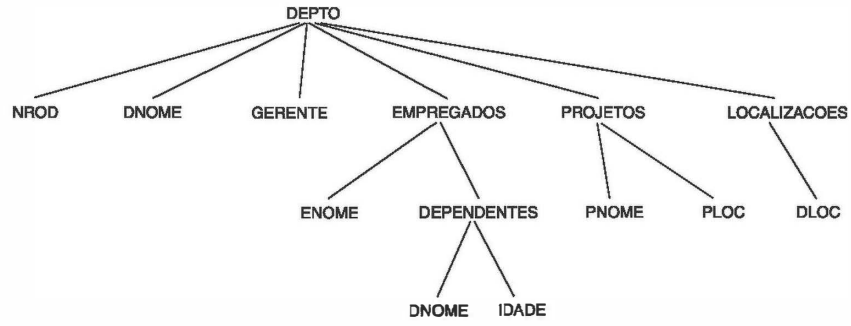


FIGURA 22.1 Ilustrando uma relação aninhada. (a) Esquema DEPTO. (b) Exemplo de uma tupla Não-1NF de DEPTO. (c) Árvore de representação do esquema DEPTO.

Quando um esquema de banco de dados relacional aninhado é definido, ele consiste em vários esquemas-relação externos que definem o alto nível das relações aninhadas individuais. Além disso, os atributos aninhados são denominados **esquemas-relação internos**, uma vez que definem estruturas relacionais que estão incorporadas em outras relações. Em nosso exemplo, DEPTO é a única relação externa. Todas as outras – EMPREGADOS, PROJETOS, LOCALIZACOES e DEPENDENTES – são relações internas. Por fim, os **atributos simples** aparecem no nível folha e não estão aninhados.

Podemos representar cada esquema-relação por meio de uma estrutura de árvore, como mostrado na Figura 22.1c, em que a raiz é a relação externa do esquema, os nós folhas são os atributos simples e os nós intermediários são esquemas-relação internos. Observe a semelhança entre essa representação e o esquema hierárquico (Apêndice E, no site deste livro) e o XML (Capítulo 26).

É importante perceber que as três relações aninhadas no primeiro nível de DEPTO representam *informações independentes*. Assim, EMPREGADOS representa os empregados que *trabalham para* o departamento, PROJETOS representa os projetos *controlados pelo* departamento e LOCALIZACOES representa as várias localidades do departamento. O relacionamento entre EMPREGADOS e PROJETOS não é representado no esquema, pois se trata de um relacionamento M:N, que é difícil de ser representado em uma estrutura hierárquica.

Foram propostas, para as relações aninhadas, as extensões da álgebra relacional e do cálculo relacional, como para o SQL. O leitor interessado deve consultar a bibliografia selecionada no fim deste capítulo para os detalhes. Nesse ponto, ilustraremos duas operações, **NEST** e **UNNEST**, que podem ser utilizadas para acrescer operações à álgebra relacional padrão para conversão entre relações aninhadas e simples. Considere a relação simples PROJ_EMP da Figura 11.4 e suponha que a tenhamos projetado com os atributos SSN, NUMEROP, HORAS e ENOME, conforme segue:

$$\text{PROJ\_EMP\_SIMPLES} \leftarrow \pi_{\text{SSN, ENOME, NUMEROP, HORAS}}(\text{PROJ\_EMP})$$

Para criar uma versão aninhada dessa relação, na qual existe uma tupla para cada empregado e que (NUMEROP, HORAS) estejam aninhados, utilizamos a operação NEST, como a seguir:

$$\text{PROJ\_EMP\_ANINHADO} \leftarrow \text{NEST}_{\text{PROJETOS = (NUMEROP, HORAS)}}(\text{PROJ\_EMP\_SIMPLES})$$

O efeito dessa operação é criar uma relação aninhada interna PROJETOS = (NUMEROP, HORAS) embutida na relação externa PROJ_EMP_ANINHADO. Assim, NEST agrupa as tuplas *com o mesmo valor* para os atributos que *não* estão *especificados* na operação NEST, que são os atributos SSN e ENOME em nosso exemplo. Para cada agrupamento, que corresponde a um empregado em nosso exemplo, é criada uma tupla aninhada simples com uma relação aninhada interna PROJETOS = (NUMEROP, HORAS). Desse modo, a relação PROJ_EMP_ANINHADO assemelha-se à relação PROJ_EMP mostrada nas Figuras 11.9a e b.

A operação UNNEST é a inversa da NEST. Podemos reconverter PROJ_EMP_ANINHADO para PROJ_EMP_SIMPLES como a seguir:

$$\text{PROJ\_EMP\_SIMPLES} \leftarrow \text{UNNEST}_{\text{PROJETOS = (NUMEROP, HORAS)}}(\text{PROJ\_EMP\_ANINHADO})$$

Aqui, o atributo aninhado PROJETOS é 'achatado' em seus componentes (originais) NUMEROP e HORAS.

22.7 RESUMO

Neste capítulo mostramos inicialmente uma visão geral das características orientadas a objetos na SQL-99, que é aplicável a sistemas objeto-relacionais. A seguir, discutimos a história e as tendências em sistemas de gerenciamento de banco de dados que se desenvolveram em direção a SGBDs objeto-relacionais (SGBDORs). Focalizamos algumas das características do Informix Universal Server e do Oracle 8 com o objetivo de ilustrar como os SGBDRs comerciais estão sendo estendidos com características de objetos. Outros SGBDRs comerciais estão fornecendo extensões semelhantes. Vimos também para os sistemas analisados os *Data Blades* (em Informix) e os Cartridges (em Oracle) que disponibilizam extensões de tipos específicos para os novos domínios de aplicação, como dados espaciais, séries temporais ou bancos de dados de textos/documentos. Em razão da extensibilidade dos SGBDORs, esses pacotes podem ser incluídos como bibliotecas de tipos abstratos de dados (TADs) toda vez que o usuário necessitar implementar os tipos de aplicações que estes suportam. Quando necessário, os usuários também podem implementar suas próprias extensões utilizando os recursos de tipos abstratos de dados (TADs) desses sistemas. Discutimos brevemente algumas questões de implementação para TADs. Por fim, apresentamos uma visão geral do modelo relacional aninhado, que estende o modelo relacional simples com estruturas hierárquicas de objetos complexos.

Bibliografia Selecionada

As referências fornecidas para a abordagem de bancos de dados orientados a objetos nos capítulos 20 e 21 também são relevantes para sistemas objeto-relacionais. Stonebraker e Moore (1996) apresentam uma referência bem didática para SGBDs objeto-relacionais. Nesse livro, a discussão sobre os conceitos relacionados ao Illustra é muito aplicável à versão atual do Informix Universal Server. Kim (1995) discute várias questões relacionadas aos sistemas modernos de bancos de dados que incluem orientação a objetos. Para obter informações mais atualizadas sobre Informix e Oracle, consulte os sites: *www.informix.com* e *www.oracle.com*, respectivamente.

O padrão SQL3 é descrito em várias publicações de relatórios da ISO WG3 (Working Group 3). Por exemplo, consulte Kulkarni *et al.* (1995) e Melton *et al.* (1991). Um excelente tutorial sobre SQL3 foi apresentado na VLDBC (*Very Large Data Bases Conference*) por Melton e Mattos (1996). Uma interessante discussão sobre SQL3, com exemplos, está em Ullman e Widom (1997).

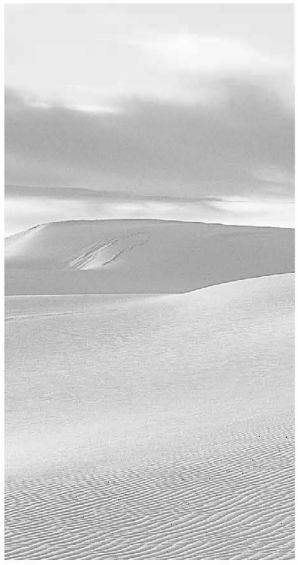
Para questões relacionadas a regras e *triggers*, Widom e Ceri (1995) apresentam uma coleção de capítulos sobre bancos de dados ativos. Alguns estudos comparativos — por exemplo, Ketabchi *et al.* (1990) — confrontam SGBDs relacionais com SGBDs de objetos; suas conclusões mostram a superioridade da abordagem orientada a objetos para aplicações não convencionais. O modelo relacional aninhado é discutido em Schek e Scholl (1985), Jaeshke e Schek (1982), Chen e Kanbayashi (1991) e Makinouchi (1977), entre outros. As álgebras e as linguagens de consultas para relações aninhadas são apresentadas em Paredaens e VanGucht (1992), Pistor e Andersen (1986), Roth *et al.* (1988) e Ozsoyoglu *et al.* (1987), entre outros. As implementações de protótipos de sistemas relacionais aninhados são descritas em Dadam *et al.* (1986), Deshpande e VanGucht (1988) e Schek e Scholl (1989).

Página em branco

7

TÓPICOS AVANÇADOS

Página em branco



23

Segurança e Autorização em Banco de Dados

Este capítulo aborda as técnicas utilizadas para proteger o banco de dados contra pessoas que não estão autorizadas a acessar determinadas partes ou todo o banco de dados. A Seção 23.1 apresenta uma introdução às questões de segurança e às ameaças aos bancos de dados e uma visão geral das medidas que são objeto de estudo deste capítulo. A Seção 23.2 discute os mecanismos utilizados para conceder e revogar privilégios em sistemas de bancos de dados relacionais e em SQL, mecanismos que frequentemente são chamados de **controle de acesso discricionário**. A Seção 23.3 oferece uma visão geral dos mecanismos que implementam níveis múltiplos de segurança — uma preocupação mais recente de segurança em banco de dados que é conhecida por **controle de acesso obrigatório (*mandatory*)**. Ela também apresenta a estratégia mais recentemente desenvolvida de **controle de acesso baseado em papéis (*role-based*)**. A Seção 23.4 discute brevemente o problema de segurança em bancos de dados estatísticos. A Seção 23.5 apresenta o controle de fluxo e menciona os problemas associados a canais secretos (*covert channels*). A Seção 23.6 é um breve sumário dos esquemas de infra-estrutura de criptografia (ou cifragem) e de chave pública. A Seção 23.7 resume o capítulo. Os leitores interessados apenas nos mecanismos básicos de segurança de bancos de dados acharão suficiente acompanhar o material das seções 23.1 e 23.2.

23.1 Introdução às Questões de Segurança em Bancos de Dados

23.1.1 Tipos de Segurança

A segurança em bancos de dados é uma área bastante ampla que se refere a muitas questões, incluindo:

- Questões legais e éticas referentes ao direito de acesso a certas informações. Algumas informações podem ser consideradas privadas e não podem ser acessadas legalmente por pessoas não autorizadas. Nos Estados Unidos, existem diversas leis que disciplinam a privacidade de informações.
- Questões políticas nos níveis governamental, institucional ou corporativo, como quais os tipos de informação que não devem ser tornadas disponíveis publicamente — por exemplo, avaliações de crédito e registros médicos pessoais.
- Questões relacionadas ao sistema, como os *níveis de sistema* nos quais as várias funções de segurança devem ser implementadas; por exemplo, se uma função de segurança deve ser tratada no nível físico de hardware, no nível de sistema operacional ou no nível do SGBD.
- As necessidades em algumas organizações de identificar múltiplos *níveis de segurança* e em categorizar os dados e usuários com base nessas classificações — por exemplo, altamente secreto (*top secret*), secreto (*secret*), confidencial (*confidential*) e não confidencial (*unclassified*). A política de segurança de uma organização a respeito da permissão de acesso a várias classificações de dados deve ser implementada.

Ameaças aos Bancos de Dados. As ameaças aos bancos de dados resultam na perda ou na degradação de alguns ou de todos os seguintes objetivos de segurança: integridade, disponibilidade e confidencialidade.

- *Perda de integridade*: A integridade do banco de dados refere-se à exigência de que a informação seja protegida contra a modificação imprópria. A modificação de dados inclui a criação, a inclusão, a alteração, a mudança de *status* do dado e a exclusão. A integridade é perdida se modificações não autorizadas são realizadas nos dados tanto por atos intencionais quanto por atos acidentais. Se a perda de integridade do sistema ou dos dados não for corrigida, o uso prolongado do sistema contaminado ou de dados corrompidos pode resultar em imprecisão, fraude ou em decisões equivocadas.
- *Perda de disponibilidade*: A disponibilidade de banco de dados refere-se a tornar os objetos disponíveis para um usuário humano ou para um programa que tenham direito legítimo a eles.
- *Perda de confidencialidade*: A confidencialidade de um banco de dados refere-se à proteção dos dados contra a divulgação não autorizada. O impacto da divulgação não autorizada de informação confidencial pode variar desde a violação da *Data Privacy* Act (Lei de Privacidade de Dados, nos Estados Unidos) até a colocação em risco da segurança nacional. A divulgação não autorizada, imprevista, ou não intencional pode resultar na perda da confiança pública, em constrangimentos, ou na ação legal contra a organização.

Para proteger o banco de dados contra esses tipos de ameaças, quatro tipos de medidas podem ser implementadas: controle de acesso, controle de inferência, controle de fluxo e criptografia. Discutimos todas neste capítulo.

Em um sistema de banco de dados multiusuário, o SGBD deve oferecer técnicas que habilitam certos usuários ou grupos de usuários a acessar partes selecionadas de um banco de dados sem obter acesso ao restante do banco. Isso é especialmente importante quando um grande banco de dados integrado é utilizado por muitos usuários diferentes dentro de uma mesma organização. Por exemplo, informações sensíveis, como salários de funcionários ou avaliações de desempenho, devem ser mantidas confidencialmente em relação à maioria dos usuários do sistema de banco de dados. Tipicamente um SGBD inclui um **subsistema de segurança de banco de dados e de autorização** que é responsável por garantir a segurança de partes de um banco de dados contra o acesso não autorizado. Atualmente é comum se referir a dois tipos de mecanismos de segurança de bancos de dados:

- *Mecanismos de acesso discricionário*: São utilizados para conceder privilégios a usuários, inclusive a capacidade de acessar arquivos de dados, registros ou campos específicos de uma maneira especifica (como leitura, inclusão, exclusão ou atualização).
- *Mecanismos de acesso obrigatório* (*mandatory*): São utilizados para impor a segurança em vários níveis por meio da classificação dos dados e dos usuários em várias classes de segurança (ou níveis) e, depois, pela implementação da política de segurança adequada da organização. Por exemplo, uma política de segurança típica é permitir aos usuários em determinado nível da classificação verem apenas os itens de dados classificados no próprio nível de classificação do usuário (ou abaixo). Uma extensão disso é a *segurança baseada em papéis* (*role-based*), que impõe políticas e privilégios baseando-se no conceito de papéis.

Discutiremos a segurança discricionária na Seção 23.2, e a segurança obrigatória e a baseada em papéis na Seção 23.3.

Um segundo problema comum a todos os sistemas de computação é prevenir que pessoas não autorizadas acessem o próprio sistema, seja para obter informação, seja para realizar alterações mal-intencionadas em uma parte do banco de dados. O mecanismo de segurança de um banco de dados deve incluir providências para a restrição de acesso ao sistema da banco de dados como um todo. Essa função é chamada **controle de acesso** e é tratada por meio da criação de contas de usuários e senhas para controlar o processo de *login* pelo SGBD. Discutiremos as técnicas de controle de acesso na Seção 23.1.3.

Um terceiro problema de segurança associado a bancos de dados é o de controlar o acesso a um **banco de dados estatístico**, o qual é utilizado para prover informações estatísticas ou resumos de valores baseados em vários critérios. Por exemplo, um banco de dados de estatísticas de população pode fornecer informações baseadas em grupos de idade, níveis de renda, tamanhos de residência, níveis de educação e em outros critérios. Usuários de bancos de dados estatísticos, como estatísticos do governo ou de empresas de pesquisas de mercado, têm a permissão de acesso ao banco de dados para recuperar informações estatísticas sobre uma população, porém, não a têm para acessar as informações confidenciais detalhadas de indivíduos em particular. A segurança em bancos de dados estatísticos deve assegurar que informações individuais não possam ser acessadas. Às vezes, é possível deduzir ou inferir certos fatos a respeito de indivíduos a partir de consultas que envolvam apenas estatísticas sumárias de grupos; conseqüentemente, isso também não pode ser permitido. Esse problema, chamado **segurança de banco de dados estatístico**, será discutido brevemente na Seção 23.4. As medidas correspondentes são chamadas **controle de inferência**.

Uma outra questão de segurança é a do **controle de fluxo**, que previne que a informação flua de tal maneira que chegue a usuários não autorizados. Isso é discutido na Seção 23.5. Canais que são caminhos para a informação fluir implicitamente em maneiras que violam a política de segurança de uma organização são chamados **canais secretos** (*covert channels*). Discutiremos brevemente algumas questões relacionadas aos canais secretos na Seção 23.5.1.

Uma última questão de segurança é a **criptografia de dados**, utilizada para proteger dados sensíveis (como números de cartões de crédito) que estão sendo transmitidos por meio de alguma rede de comunicação. A criptografia também pode ser usada para prover proteção adicional para as partes sensíveis de um banco de dados. Os dados são **codificados** utilizando algum algoritmo de codificação. Um usuário não autorizado que acesse os dados codificados terá dificuldades em decifrá-los; já aos usuários autorizados são fornecidos algoritmos de decodificação ou de decifragem (ou chaves) para esses dados. Técnicas de criptografia que são muito difíceis de serem decodificadas sem uma chave têm sido desenvolvidas para aplicações militares. A Seção 23.6 discute brevemente as técnicas de criptografia, incluindo técnicas populares, como criptografia de chave pública, que é muito utilizada para dar apoio a transações de bancos de dados baseadas na Web, e as assinaturas digitais, que são utilizadas nas comunicações pessoais.

Uma discussão completa sobre segurança em sistemas de computação e bancos de dados está fora do escopo deste livro. Aqui, damos apenas uma breve visão geral das técnicas de segurança em bancos de dados. O leitor interessado pode consultar as diversas referências discutidas na bibliografia selecionada ao final deste capítulo para uma abordagem mais abrangente.

23.1.2 Segurança de Banco de Dados e o DBA

Conforme discutido no Capítulo 1, o administrador do banco de dados (DBA) é a autoridade principal para o gerenciamento de um sistema de banco de dados. As responsabilidades do DBA incluem a concessão de privilégios a usuários que precisam utilizar o sistema e a classificação de usuários e dados de acordo com a política da organização. O DBA possui uma **conta de DBA** no SGBD, às vezes chamada **conta de sistema** ou **de superusuário**, que habilita capacidades que não estão disponíveis para as contas e usuários comuns do banco de dados.[1] Os comandos de privilégio do DBA incluem comandos para conceder e revogar privilégios para contas individuais de usuários ou de grupos de usuários, e comandos para a realização dos seguintes tipos de ações:

1. *Criação de contas*: Cria uma nova conta e senha para um usuário ou um grupo de usuários para habilitar o acesso ao SGBD.
2. *Concessão de privilégio*: Permite ao DBA conceder certos privilégios a certas contas.
3. *Revogação de privilégios*: Permite que o DBA revogue (cancele) certos privilégios que foram concedidos anteriormente a certas contas.
4. *Atribuição de nível de segurança*: Consiste em atribuir as contas de usuários ao nível de classificação de segurança adequado.

O DBA é responsável pela segurança geral do sistema de banco de dados. A ação 1 na lista anterior é utilizada para controlar o acesso ao SGBD como um todo, ao passo que as ações 2 e 3 são usadas para controlar a autorização *discricionária* no banco de dados, e a ação 4 é utilizada para controlar a autorização *obrigatória*.

23.1.3 Proteção de Acesso, Contas de Usuários e Auditoria de Banco de Dados

Sempre que uma pessoa ou um grupo de pessoas precisar acessar um sistema de banco de dados, o indivíduo ou o grupo deve primeiro requisitar uma conta de usuário. Então o DBA criará um novo **número de conta** e **senha** para o usuário se houver uma necessidade legítima de acessar o banco de dados. O usuário deve realizar a **conexão** (***log in***) no SGBD entrando com o número de conta e a senha sempre que o acesso ao banco de dados for necessário. O SGDB verifica se o número de conta e a senha são válidos; caso sejam, o usuário tem a permissão de usar o SGBD e de acessar o banco de dados. Programas de aplicação também podem ser considerados usuários e podem ser solicitados a fornecer senhas.

Não há dificuldades em manter informações dos usuários do banco de dados e de suas contas e senhas por meio da criação de uma tabela ou um arquivo cifrado com os dois campos NumeroDeConta e Senha. Essa tabela pode ser facilmente administrada pelo SGBD. Sempre que uma nova conta for criada, um novo registro é incluído na tabela. Quando uma conta for cancelada, o registro correspondente deve ser excluído da tabela.

O sistema de banco de dados também deve manter informação de todas as operações que são aplicadas por um usuário durante cada **sessão de conexão** (***login session***), que consiste em uma seqüência de interações que um usuário realiza desde o momento de conexão (*log in*) até o momento de desconexão (*log off*). Quando um usuário se conecta, o SGBD possa registrar o número da sua conta e associá-lo ao terminal a partir do qual ele se conectou. Todas as operações aplicadas a partir daquele

1 Essa conta é similar às contas *root* ou *superusuário* que são dadas aos administradores de sistemas de computação, permitindo o acesso a comandos restritos do sistema operacional.

terminal são atribuídas à conta do usuário até que este se desconecte. É particularmente importante manter informações das operações de atualização que são aplicadas ao banco de dados de forma que, se o banco for adulterado, o DBA possa descobrir qual usuário o adulterou.

Para manter um registro de todas as atualizações aplicadas a um banco de dados e do usuário específico que aplicou cada atualização, podemos modificar o *log de sistema*. Relembre os capítulos 17 e 19, nos quais dissemos que o **log do sistema** inclui uma entrada para cada operação aplicada ao banco de dados que possa requerer uma recuperação a partir de uma falha de transação ou queda do sistema. Podemos expandir as entradas do *log* de forma que elas possam incluir o número da conta do usuário e o ID do terminal *on-line* que aplicou cada operação registrada no *log*. Se houver alguma suspeita de adulteração no banco de dados, pode-se realizar uma **auditoria de banco de dados,** que consiste na revisão do *log* para examinar todos os acessos e as operações aplicadas ao banco de dados durante certo período de tempo. Quando uma operação ilegal ou não autorizada for encontrada, o DBA pode determinar o número da conta utilizada para realizar a operação. Essas auditorias são particularmente importantes em bancos de dados sensíveis que são atualizados por muitas transações e usuários, como bancos de dados bancários que são atualizados por muitos caixas. Um *log* de banco de dados que é utilizado principalmente para propósitos de segurança é às vezes chamado ***audit trail*** **(pista para auditoria)**.

23.2 Controle de Acesso Discricionário Baseado na Concessão e na Revogação de Privilégios

O método típico de imposição de **controle de acesso discricionário** em um sistema de banco de dados é baseado na concessão e na revogação de **privilégios**. Vamos considerar os privilégios no contexto de um SGBD relacional. Em particular, discutiremos um sistema de privilégios de alguma forma similar àquele originalmente desenvolvido para a linguagem SQL (Capítulo 8). Muitos SGBDs relacionais atuais usam alguma variação dessa técnica. A principal idéia é incluir sentenças na linguagem de consulta que permitam ao DBA e aos usuários selecionados concederem e revogarem privilégios.

23.2.1 Tipos de Privilégios Discricionários

Em SQL2, o conceito de um **identificador de autorização** é usado para, grosso modo, referenciar uma conta de usuário (ou grupo de contas de usuário). Para simplificar, usaremos as palavras *usuário* ou *conta* indistintamente no lugar de *identificador de autorização*. O SGBD deve oferecer acesso seletivo a cada relação do banco de dados baseando-se em contas específicas. As operações também podem ser controladas; assim, possuir uma conta não necessariamente habilita o possuidor a todas as funcionalidades oferecidas pelo SGBD. Informalmente existem dois níveis para a atribuição de privilégios para o uso do sistema de banco de dados:

- O *nível de conta*: Nesse nível, o DBA estabelece os privilégios específicos que cada conta tem, independentemente das relações no banco de dados.
- O *nível de relação (ou tabela)*: Nesse nível, o DBA pode controlar o privilégio para acessar cada relação ou visão individual no banco de dados.

Os privilégios no **nível de conta** se aplicam às capacidades providas para a própria conta e podem incluir o privilégio CREATE SCHEMA ou CREATE TABLE para criar um esquema ou uma relação base; o privilégio CREATE VIEW; o privilégio ALTER, para aplicar mudanças no esquema, como adicionar ou remover atributos das relações; o privilégio DROP, para excluir relações ou visões; o privilégio MODIFY, para incluir, excluir ou atualizar tuplas; e o privilégio SELECT, para recuperar informações a partir de um banco de dados por meio do uso de uma consulta SELECT. Observe que esses privilégios de conta se aplicam para a conta de maneira genérica. Se uma certa conta não possuir o privilégio CREATE TABLE, nenhuma relação pode ser criada a partir daquela conta. Privilégios no nível de conta *não são* definidos como parte da SQL2; eles são deixados para que os implementadores de SGBD os definam. Em versões mais antigas da SQL, um privilégio CREATETAB existia para dar a uma conta o privilégio de criar tabelas (relações).

O segundo nível de privilégios se aplica ao **nível de relação**, sejam elas relações base ou relações virtuais (visões). Esses privilégios *são* definidos para a SQL2. Na discussão que se segue, o termo *relação* tanto pode se referir a uma relação base quanto a uma visão, a menos que especifiquemos explicitamente uma ou outra. Os privilégios no nível de relação especificam para cada usuário as relações individuais nas quais cada tipo de comando pode ser aplicado. Alguns privilégios também se referem a colunas individuais (atributos) de relações. Os comandos da SQL2 fornecem privilégios *apenas nos níveis de relação e de atributo*. Embora bastante genérico, isso torna difícil criar contas com privilégios limitados. A concessão e a revogação de privi-

légios geralmente seguem um modelo de autorização para os privilégios discricionários, conhecido como **modelo de matriz de acesso**, na qual as linhas de uma matriz M representam *sujeitos* (usuários, contas, programas) e as colunas representam *objetos* (relações, registros, colunas, visões, operações). Cada posição M(i, j) na matriz representa os tipos de privilégios (*read* (leitura), *write* (escrita), *update* (atualização)) que o sujeito i tem sobre o objeto j.

A fim de controlar a concessão e a revogação de privilégios para as relações, para cada relação R em um banco de dados é atribuída uma **conta de proprietário**, que tipicamente é a que era utilizada quando a conta foi criada. Ao proprietário de uma relação são dados *todos* os privilégios sobre aquela relação. Em SQL2, o DBA pode atribuir um proprietário para um esquema inteiro por meio da criação do esquema e da associação àquele esquema do identificador de autorização adequado, utilizando o comando CREATE SCHEMA (Seção 8.1.1). Aquele que mantém a conta de proprietário pode repassar privilégios em quaisquer das relações em que é proprietário para outros usuários por meio da **concessão** de privilégios para as contas deles. Em SQL os seguintes tipos de privilégio podem ser concedidos para cada relação R individual:

- Privilégio SELECT (*retrieval* (recuperação) ou *read* (leitura)) sobre R: Proporciona à conta o privilégio de recuperação. Em SQL, dá à conta o privilégio de usar a sentença SELECT para recuperar tuplas a partir de R.
- Privilégios MODIFY sobre R: Este proporciona à conta a capacidade de modificar as tuplas de R. Em SQL esse privilégio é, de forma mais avançada, dividido nos privilégios UPDATE, DELETE e INSERT para aplicar em R os comandos SQL correspondentes. Além disso, ambos os privilégios INSERT e UPDATE podem especificar que apenas certos atributos de R possam ser atualizados pela conta.
- Privilégio REFERENCES sobre R: Este proporciona à conta a capacidade de fazer referência à relação R quando estiver especificando restrições de integridade. Esse privilégio também pode ser restrito a atributos específicos de R.

Observe que, para criar uma visão, a conta deve ter o privilégio SELECT em *todas as relações* envolvidas na definição da visão.

23.2.2 Especificando Privilégios Usando Visões

Visões é um importante mecanismo de autorização discricionário em seu próprio direito. Por exemplo, se o proprietário A de uma relação R quiser que uma outra conta B seja capaz de recuperar apenas alguns campos de R, então A pode criar uma visão V de R que inclua apenas aqueles atributos e, então, conceder SELECT em V para B. O mesmo se aplica para limitar B a recuperar apenas certas tuplas de R; uma visão V' pode ser criada pela definição da visão por meio de uma consulta que selecione apenas aquelas tuplas de R que A deseja permitir que B acesse. Ilustraremos essa discussão com o exemplo dado na Seção 23.2.5.

23.2.3 Revogação de Privilégios

Em alguns casos é desejável conceder um privilégio a um usuário temporariamente. Por exemplo, o proprietário de uma relação pode querer conceder o privilégio SELECT a um usuário para uma tarefa específica e depois revogar aquele privilégio quando a tarefa estiver completada. Por isso, é necessário um mecanismo para a **revogação** de privilégios. Em SQL, um comando REVOKE é incluído com o propósito de cancelar privilégios. Veremos como o comando REVOKE é utilizado no exemplo da Seção 23.2.5.

23.2.4 Propagação de Privilégios Usando GRANT OPTION

Sempre que um proprietário A de uma relação R concede um privilégio sobre R para uma outra conta B, o privilégio pode ser dado a B *com* ou *sem* o **GRANT OPTION**. Se o GRANT OPTION é dado, então B também pode conceder aquele privilégio sobre R para outras contas. Suponha que a B seja dado GRANT OPTION por A e que, depois, B conceda o privilégio sobre R para uma terceira conta C, também com GRANT OPTION. Dessa maneira, os privilégios sobre R podem **propagar** para outras contas sem o conhecimento do proprietário de R. Se a conta proprietário A revogar agora o privilégio concedido a B, todos os privilégios que B tenha propagado baseado naquele privilégio devem ser automaticamente revogados pelo sistema.

É possível que um usuário receba certo privilégio a partir de duas ou mais origens. Por exemplo, A4 pode receber um certo privilégio UPDATE R de *ambos* A2 e A3. Neste tipo de caso, se A2 revogar esse privilégio de A4, A4 ainda continuará a ter o privilégio pelo fato de ter sido agraciado com ele por A3. Se posteriormente A3 revogar o privilégio de A4, este perderá totalmente o privilégio. Por isso, um SGBD que permite a propagação de privilégios deve manter a informação de como todos os privilégios foram concedidos para que a revogação de privilégios possa ser feita correta e completamente.

23.2.5 Um Exemplo

Suponha que o DBA crie quatro contas — A1, A2, A3, e A4 — e queira que apenas A1 seja capaz de criar relações base; então o DBA deve aplicar o seguinte comando GRANT em SQL:

```
GRANT CREATETAB TO A1;
```

O privilégio CREATETAB (criar tabela) dá à conta A1 a capacidade de criar novas tabelas (relações base) no banco de dados e é por isso um *privilégio de conta*. Esse privilégio foi parte de versões antigas da SQL, mas agora é deixado que cada implementação individual de sistema o defina.

Na SQL2, o mesmo efeito pode ser obtido tendo o DBA aplicado um comando CREATE SCHEMA, conforme segue:

```
CREATE SCHEMA EXEMPLO AUTHORIZATION A1;
```

Agora a conta de usuário A1 pode criar tabelas sob o esquema chamado EXEMPLO. Para continuar nosso exemplo, suponha que A1 crie as duas relações base EMPREGADO e DEPARTAMENTO mostradas na Figura 23.1; A1 então é o **proprietário** dessas duas relações e por isso possui *todos os privilégios de relação* sobre cada uma delas.

EMPREGADO

NOME	NUMERODOSEGUROSOCIAL	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	NRD

DEPARTAMENTO

NUMEROD	NOMED	NUMSEGUROSOCIAL_GER

FIGURA 23.1 Esquemas para as duas relações EMPREGADO e DEPARTAMENTO.

A seguir, suponha que a conta A1 queira conceder à conta A2 o privilégio para incluir e excluir tuplas em ambas essas relações. Entretanto, A1 não quer que A2 seja capaz de propagar esses privilégios para contas adicionais. A1 pode aplicar o seguinte comando:

```
GRANT INSERT, DELETE ON EMPREGADO, DEPARTAMENTO TO A2;
```

Observe que a conta proprietário A1 de uma relação automaticamente possui a GRANT OPTION, permitindo-lhe conceder privilégios sobre a relação para outras contas. Entretanto, a conta A2 não pode conceder os privilégios INSERT e DELETE sobre as tabelas EMPREGADO e DEPARTAMENTO, porque a A2 não foi dado o GRANT OPTION no comando anterior.

A seguir, suponha que A1 queira permitir que a conta A3 recupere informações de ambas as tabelas e também seja capaz de propagar o privilégio SELECT para outras contas. A1 pode aplicar o seguinte comando:

```
GRANT SELECT ON EMPREGADO, DEPARTAMENTO TO A3 WITH GRANT OPTION;
```

A cláusula WITH GRANT OPTION significa que A3 agora pode propagar o privilégio para outras contas por meio do uso de GRANT. Por exemplo, A3 pode conceder o privilégio SELECT sobre a relação EMPREGADO a A4 aplicando o seguinte comando:

```
GRANT SELECT ON EMPREGADO TO A4;
```

Observe que A4 não pode propagar o privilégio SELECT para outras contas porque o GRANT OPTION não foi dado a A4.

Agora suponha que A1 decida revogar o privilégio SELECT sobre a relação EMPREGADO de A3; A1 pode aplicar este comando:

```
REVOKE SELECT ON EMPREGADO FROM A3;
```

Agora o SGBD deve revogar automaticamente o privilégio SELECT sobre EMPREGADO de A4, também, porque A3 concedeu aquele privilégio a A4, e A3 não tem mais o privilégio.

A seguir, suponha que A1 queira dar novamente a A3 uma capacidade limitada de SELECT sobre a relação EMPREGADO e queira permitir que A3 seja capaz de propagar o privilégio. A limitação é para recuperar apenas os atributos NOME, DATANASC, e ENDERECO e apenas para as tuplas com DNO = 5. Dessa forma, A1 pode criar a seguinte visão:

```
CREATE VIEW A3EMPREGADO AS
SELECT NOME, DATANASC, ENDERECO
```

```
FROM EMPREGADO
WHERE DNO = 5;
```

Após a visão ser criada, A1 pode conceder SELECT sobre a visão A3EMPREGADO para A3 como segue:

```
GRANT SELECT ON A3EMPREGADO TO A3 WITH GRANT OPTION;
```

Finalmente, suponha que A1 queira permitir que A4 atualize apenas o atributo SALARIO de EMPREGADO; então A1 pode aplicar o seguinte comando:

```
GRANT UPDATE ON EMPREGADO (SALARIO) TO A4;
```

O privilégio UPDATE ou INSERT pode especificar atributos em particular que podem ser atualizados ou incluídos em uma relação. Outros privilégios (SELECT, DELETE) não especificam atributos, porque esse tipo de especificação pode ser facilmente controlado por meio da criação de visões adequadas que incluam apenas os atributos desejados e pela concessão dos privilégios correspondentes sobre as visões. Entretanto, como a atualização de visões nem sempre é possível (Capítulo 9), para os privilégios UPDATE e INSERT é dada a opção de especificar os atributos específicos de uma relação base que podem ser atualizados.

23.2.6 Especificação de Limites para a Propagação de Privilégios

Técnicas para limitar a propagação de privilégios têm sido desenvolvidas, embora elas ainda não tenham sido implementadas na maioria dos SGBDs e não façam parte da SQL. Limitar a **propagação horizontal** até um número inteiro *i* significa que uma conta B à qual tenha sido dado o GRANT OPTION pode conceder o privilégio a no máximo *i* outras contas. A **propagação vertical** é mais complicada; ela limita a profundidade da concessão de privilégios. A concessão de privilégios com uma propagação vertical zero é equivalente à concessão de privilégios *sem* GRANT OPTION. Se a conta A concede um privilégio para a conta B com um número inteiro $j > 0$ atribuído à propagação vertical, isso significa que a conta B tem o GRANT OPTION para aquele privilégio, mas B pode conceder os privilégios a outras contas apenas com uma propagação vertical *menor que j*. De fato, a propagação vertical limita a seqüência de GRANT OPTIONs que pode ser dada de uma conta para a próxima baseando-se em uma única concessão original de privilégios.

Agora ilustremos brevemente, com um exemplo, os limites da propagação horizontal e vertical — que *não* estão *disponíveis* atualmente na SQL ou em outros sistemas relacionais. Suponha que A1 conceda SELECT para A2 na relação EMPREGADO com propagação horizontal igual a 1 e propagação vertical igual a 2. Então A2 pode conceder SELECT a no máximo uma conta porque a limitação da propagação horizontal é definida como 1. Além disto, A2 não pode conceder os privilégios a uma outra conta exceto àquelas com propagação vertical definidas como 0 (sem GRANT OPTION) ou 1; isso porque A2 deve reduzir a propagação vertical em pelo menos 1 quando passar o privilégio para outros. Como esse exemplo mostra, as técnicas de propagação horizontal e vertical são projetadas para limitar a propagação de privilégios.

23.3 Controle de Acesso Obrigatório e Controle de Acesso Baseado em Papéis para Segurança Multinível[2]

A técnica de controle de acesso discricionário de concessão e revogação de privilégios sobre relações tradicionalmente tem sido o principal mecanismo de segurança para sistemas de banco de dados relacional. Esse é um método tudo ou nada: ou um usuário possui ou não possui um certo privilégio. Em muitas aplicações, uma *política de segurança adicional*, que classifique dados e usuários baseando-se em classes de segurança, é necessária. Essa abordagem, conhecida por **controle de acesso obrigatório**, tipicamente deveria ser *combinada* com os mecanismos de controle de acesso discricionário descritos na Seção 23.2. É importante observar que atualmente a maioria dos SGBDs comerciais oferece mecanismos somente para controle de acesso discricionário. Entretanto, a necessidade de segurança multinível existe em aplicações governamentais, militares e de inteligência, assim como em muitas aplicações industriais e corporativas.

As **classes de segurança** típicas são altamente secretas (*top secret*) (AS), secretas (*secret*) (S), confidenciais (*confidential*) (C) e não confidenciais (*unclassified*) (NC), em que AS é o nível mais alto e NC é o mais baixo. Existem outros esquemas de classificação de segurança mais complexos, nos quais as classes de segurança são organizadas em uma escala. Para simplificar, usaremos o sistema com quatro níveis de classificação de segurança, no qual $AS \geq S \geq C \geq NC$, para ilustrar nossa discussão. O modelo usualmente utilizado de segurança multinível, conhecido por modelo Bell-LaPadula, classifica cada **sujeito** (usuário,

2 Agradecemos a contribuição de Fariborz Farahmand para esta seção e as subseqüentes.

conta, programa) e **objeto** (relação, tupla, coluna, visão, operação) em uma das classificações de segurança AS, S, C ou NC. Faremos referência à ***clearance*** (liberação) (classificação) de um sujeito S por **classe(S)** e à **classificação** de um objeto O por **classe(O)**. As duas restrições são impostas sobre o acesso de dados baseando-se nas classificações sujeito/objeto:

1. Um sujeito S não tem permissão de acesso *read* (leitura) sobre um objeto O a menos que classe(S) ≥ classe(O). Isso é conhecido por **propriedade de segurança simples**.
2. Um sujeito S não tem permissão de escrever (*write*) um objeto O a menos que classe(S) ≤ classe(O). Isso é conhecido por **propriedade estrela** (ou propriedade-*).

A primeira restrição é intuitiva e impõe a regra óbvia segundo a qual nenhum sujeito pode ler um objeto cuja classificação de segurança seja mais alta do que a *clearance* de segurança do sujeito. A segunda restrição é menos intuitiva. Ela proíbe um sujeito de escrever um objeto em um nível de classificação de segurança mais baixo do que a *clearance* de segurança do sujeito. A violação dessa regra permitiria que informações fluíssem de classificações mais altas para mais baixas, o que viola um princípio básico da segurança multinível. Por exemplo, um usuário (sujeito) com *clearance* AS pode fazer uma cópia de um objeto com classificação AS e depois escrevê-lo de volta como um novo objeto com classificação NC, assim, tornando-o visível para todo o sistema.

Para incorporar noções de segurança multinível no modelo de banco de dados relacional, é comum considerar os valores dos atributos e as tuplas como objetos de dados. Por isso, cada atributo A é associado a um **atributo de classificação** C no esquema, e cada valor de atributo em uma tupla é associado a uma classificação de segurança correspondente. Além disso, em alguns modelos, um atributo de **classificação de tupla** CT é adicionado aos atributos da relação para fornecer uma classificação para cada tupla como um todo. Por isso, um esquema de **relação multinível** R com n atributos seria representado como

$$R(A_1, C_1, A_2, C_2, \ldots, A_n, C_n, CT)$$

no qual cada C_i representa o *atributo de classificação* associado ao atributo A_i.

O valor do atributo CT em cada tupla t — que é o *mais alto* de todos os valores de classificação de atributo dentro de t — fornece uma classificação geral para a própria tupla, ao passo que cada C_i fornece uma classificação de segurança de maior granularidade para cada valor de atributo dentro da tupla. A **chave aparente** de uma relação multinível é o conjunto de atributos que teriam formado a chave primária em uma relação comum (de nível único). Uma relação multinível parecerá que contém dados diferentes para sujeitos (usuários) com níveis de *clearance* diferentes. Em alguns casos, é possível armazenar uma única tupla na relação em um nível de classificação mais alto e produzir as tuplas correspondentes em um nível de classificação mais baixo, por meio de um processo conhecido por **filtragem**. Em outros casos, é necessário armazenar duas ou mais tuplas em níveis de classificação diferentes com o mesmo valor para a *chave aparente*. Isso leva ao conceito de **polinstanciação**[3], em que diversas tuplas podem possuir o mesmo valor de chave aparente mas possuem diferentes valores de atributo para usuários em níveis de classificação diferentes.

Ilustremos esses conceitos com o exemplo simples de uma relação multinível mostrada na Figura 23.2a, em que apresentamos os valores dos atributos de classificação ao lado de cada valor de atributo. Suponha que o atributo `Nome` seja a chave aparente, e considere a consulta **SELECT** * **FROM** empregado. Um usuário com *clearance* de segurança S veria a mesma relação mostrada na Figura 23.2a, uma vez que todas as classificações de tupla são menores ou iguais a S. Entretanto, um usuário com *clearance* de segurança C não teria permissão de ver os valores para `Salário de Brown` e `DesempenhoFunção` de `Smith`, uma vez que eles têm uma classificação mais alta. As tuplas seriam *filtradas* para aparecer conforme mostradas na Figura 23.2b, com `Salário` e `DesempenhoFunção` *aparecendo como valores null*. Para um usuário com *clearance* de segurança NC, a filtragem permite apenas que o atributo `Nome` de Smith apareça, com todos os outros atributos aparecendo como valores *null* (Figura 23.2c). Assim, a filtragem introduz valores *null* para valores de atributos cuja classificação de segurança seja maior do que o *clearance* de segurança do usuário.

Em geral, a regra de **integridade de entidade** para relações multiníveis diz que todos os atributos que são membros da chave aparente devem ser diferentes de *null* e devem possuir a *mesma* classificação de segurança dentro de cada tupla indivíduo. Além disso, todos os outros valores de atributo na tupla devem ter uma classificação de segurança maior ou igual àquela da chave aparente. Essa restrição assegura que um usuário possa ver a chave se o usuário tiver permissão de ver qualquer parte da tupla. Outras regras de integridade, chamadas de **integridade de nulo** e **integridade entre instâncias**, informalmente asseguram que, se um valor de tupla em algum nível de segurança puder ser filtrado (derivado) a partir de uma tupla de mais alta classificação, então é suficiente armazenar a tupla de mais alta classificação na relação multinível.

---

3 Isso é similar à noção de possuir múltiplas versões no banco de dados que representam o mesmo objeto do mundo real.

(a) EMPREGADO

Nome	Salario	DesempenhoFuncao	CT
Smith NC	40.000 C	Regular S	S
Brown C	80.000 S	Bom C	S

(b) EMPREGADO

Nome	Salario	DesempenhoFuncao	CT
Smith NC	40.000 C	null C	C
Brown C	null C	Bom C	C

(c) EMPREGADO

Nome	Salario	DesempenhoFuncao	CT
Smith U	null U	null U	U

(d) EMPREGADO

Nome	Salario	DesempenhoFuncao	CT
Smith U	40.000 C	Regular S	S
Smith U	40.000 C	Excelente C	C
Brown C	80.000 S	Bom C	S

FIGURA 23.2 Uma relação multinível para ilustrar a segurança multinível. (a) As tuplas originais de EMPREGADO. (b) Aparência de EMPREGADO após a filtragem para usuários de classificação C. (c) Aparência de EMPREGADO após a filtragem para usuários de classificação NC. (d) Polinstanciação da tupla Smith.

Para ilustrar, de maneira mais avançada a polinstanciação, suponha que um usuário com *clearance* de segurança C tente atualizar o valor de DesempenhoFuncao de Smith na Figura 23.2 para 'Excelente'; isso corresponde à aplicação da seguinte atualização SQL:

```
UPDATE EMPREGADO
SET DesempenhoFuncao = 'Excelente'
WHERE Nome = 'Smith';
```

Uma vez que a visão fornecida aos usuários com *clearance* de segurança C (Figura 23.2b) permite tal atualização, o sistema não deve rejeitá-la; caso contrário, o usuário poderia inferir que algum valor diferente de *null* existe para o atributo DesempenhoFuncao de Smith em vez do valor *null* que aparece. Esse é um exemplo de inferência de informação por meio do que é conhecido como um **canal secreto**, que não deveria ser permitido em sistemas de alta segurança (Seção 23.5.1). Entretanto, ao usuário não deveria ser permitido sobrescrever o valor existente de DesempenhoFuncao no nível mais alto de classificação. A solução é criar uma **polinstanciação** para a tupla Smith no nível de classificação mais baixo C, conforme mostrado na Figura 23.2d. Isso é necessário já que a nova tupla não pode ser filtrada a partir da tupla existente na classificação S.

As operações básicas de atualização do modelo relacional (*insert* (inclusão), *delete* (exclusão), *update* (atualização)) precisam ser modificadas para tratar disso e de situações similares, mas esse aspecto do problema está fora do escopo de nossa apresentação. Encaminhamos o leitor interessado para a bibliografia, ao final do capítulo, para detalhes mais avançados.

23.3.1 Comparação Entre Controle de Acesso Discricionário e Controle de Acesso Obrigatório

As políticas de Controle de Acesso Discricionário (CAD) são caracterizadas por um alto grau de flexibilidade, que as torna adequadas para uma grande variedade de domínios de aplicação. A principal desvantagem dos modelos CAD são as suas vulnerabilidades a ataques maliciosos, como os cavalos de Tróia embutidos em programas de aplicação. A razão é que os modelos de autorização discricionários não impõem nenhum controle sobre como a informação é propagada e usada, tendo sido ela acessada por usuários autorizados a fazê-lo. Políticas obrigatórias, entretanto, asseguram um alto grau de proteção — de certa forma, elas previnem qualquer fluxo ilegal de informação. Portanto, elas são adequadas para aplicações do tipo militar, que

exigem um alto grau de proteção. Mas as políticas obrigatórias têm a desvantagem de ser muito rígidas na medida em que exigem uma classificação meticulosa dos sujeitos e dos objetos em níveis de segurança e, portanto, são aplicáveis a muito poucos ambientes. Em muitas situações práticas, as políticas discricionárias são as preferidas porque oferecem melhor relação custo-benefício entre segurança e aplicabilidade.

23.3.2 Controle de Acesso Baseado em Papéis

O Controle de Acesso Baseado em Papéis (CABP) surgiu rapidamente na década de 1990 como uma tecnologia comprovada para o gerenciamento da imposição de segurança em sistemas de grande escala que abrangem toda a organização. Sua noção básica é que as permissões são associadas a papéis, e aos usuários são atribuídos papéis adequados. Os papéis podem ser criados por meio do uso dos comandos CREATE ROLE (criar papel) e DESTROY ROLE (excluir papel). Então, os comandos GRANT e REVOKE discutidos sob CAD podem ser utilizados para atribuir e revogar privilégios dos papéis.

O CABP parece ser uma alternativa viável para os tradicionais controles de acesso discricionário e obrigatório; ele assegura que apenas aos usuários autorizados seja dado acesso a certos dados ou recursos. Os usuários criam sessões durante as quais podem ativar um subconjunto de papéis ao quais pertencem. Cada sessão pode ser atribuída a muitos papéis, mas ela mapeia apenas um usuário ou um único sujeito. Muitos SGBDs têm permitido o conceito de papéis, onde privilégios podem ser atribuídos aos papéis.

A hierarquia de papéis no CABP é uma maneira natural de organizar os papéis para refletir as linhas de autoridade e de responsabilidade da organização. Por convenção, papéis juniores localizados embaixo na hierarquia são conectados progressivamente aos papéis seniores, conforme se move para cima na hierarquia. Os diagramas hierárquicos são ordens parciais, portanto são reflexivos, transitivos e anti-simétricos.

Uma outra consideração importante nos sistemas de CABP são as possíveis restrições temporais que podem existe sobre os papéis, tais como o tempo e a duração das ativações de papéis, e o gatilho temporizado de um papel por meio da ativação de um outro papel. O uso de um modelo CABP é um objetivo altamente desejável para tratar os requisitos de chave de segurança de aplicações baseadas na Web. Os papéis podem ser atribuídos a tarefas em uma seqüência de atividades de forma que um usuário com qualquer um dos papéis relacionados a uma tarefa pode ser autorizado a executá-la e pode atuar segundo certo papel por apenas uma certa duração de tempo.

Os modelos CABP possuem diversas características desejáveis, como flexibilidade, neutralidade de política, melhor suporte ao gerenciamento e à administração de segurança, e outros aspectos que os tornam candidatos atrativos para o desenvolvimento de aplicações seguras baseadas na Web. Contudo, aos modelos de CAD e de controle de acesso obrigatório (CAO) falta a capacidade necessária para dar suporte aos requisitos de segurança de empresas emergentes e de aplicações baseadas na Web. Além disso, os modelos CABP podem representar as políticas tradicionais CAD e CAO, assim como políticas definidas por usuários ou específicas de uma organização. Assim, o CABP se torna um superconjunto de modelos que pode por sua vez simular o comportamento dos sistemas CAD e CAO. Ademais, um modelo CABP fornece um mecanismo natural para tratar as questões de segurança relacionadas com a execução de tarefas e seqüências de atividades. Um posicionamento mais fácil para a Internet tem sido uma outra razão para o sucesso dos modelos CABP.

23.3.3 Políticas de Controle de Acesso para *E-Commerce* e Para a Web

Os ambientes de comércio eletrônico (**E-commerce**) são caracterizados por quaisquer transações feitas eletronicamente. Elas requerem políticas pormenorizadas de controle de acesso que vão além dos SGBSs tradicionais. Em ambientes convencionais de banco de dados, o controle de acesso é realizado geralmente usando um conjunto de autorizações determinadas por funcionários de segurança ou por usuários de acordo com algumas políticas da segurança. Um paradigma tão simples não é adequado para um ambiente dinâmico como o *e-commerce*. Além disso, em um ambiente de *e-commerce*, os recursos a serem protegidos não são somente dados tradicionais, mas também conhecimento e experiência. Tais peculiaridades exigem mais flexibilidade na especificação de políticas de controle de acesso. O mecanismo de controle de acesso deve ser bastante flexível para dar suporte a um samplo espectro de objetos heterogêneos a serem protegidos.

Um segundo requisito relacionado é o suporte para o controle de acesso baseado em conteúdo. Esse controle permite expressar políticas de controle de acesso que levam em consideração o conteúdo do objeto a ser protegido. A fim de dar suporte ao controle de acesso baseado em conteúdo, as políticas de controle de acesso devem permitir a inclusão de condições baseadas no conteúdo do objeto.

Um terceiro requisito é relacionado à heterogeneidade dos sujeitos, que exigem políticas de controle de acesso baseadas nas características e nas qualificações do usuário em vez de características muito específicas e individuais (por exemplo, iden-

tificadores de usuários). Uma solução possível, para melhor levar em consideração os perfis de usuários na formulação de políticas de controle de acesso, é dar suporte à noção de credenciais. Uma **credencial** é um conjunto de propriedades referentes a um usuário que são relevantes para propósitos de segurança (por exemplo, idade, posição dentro da organização). Por exemplo, por meio do uso de credenciais, podem-se formular, de maneira simples, políticas como "Apenas a equipe permanente com cinco ou mais anos de serviço pode acessar documentos relacionados aos estagiários do sistema".

Acredita-se que a linguagem XML possa ter um papel chave no controle de acesso para aplicações de *e-commerce*.[4] A razão é que a XML está se tornando uma linguagem de representação comum para o intercâmbio de documentos pela *Web*, e também está se tornando a linguagem para o *e-commerce*. Portanto, por um lado, há a necessidade de tornar as representações em XML mais seguras, fornecendo mecanismos de controle de acesso especificamente ajustados para a proteção de documentos XML; por outro, as informações de controle de acesso (ou seja, políticas de controle de acesso e credenciais de usuário) podem ser expressas por meio do uso do próprio XML. O *Directory Service Markup Language* fornece uma base para isso: um padrão para a comunicação com os serviços de diretório que serão responsáveis pelo fornecimento e pela autenticação de credenciais de usuários. A apresentação uniforme de ambos, objetos a serem protegidos e políticas de controle de acesso, podem ser aplicada às próprias políticas e credenciais. Por exemplo, algumas propriedades de credencial (como o nome do usuário) podem ser acessíveis para todos, ao passo que outras propriedades podem ser visíveis apenas para uma classe restrita de usuários. Além disso, o uso de uma linguagem baseada em XML para a especificação de credenciais e de políticas de controle de acesso facilita a submissão segura de credenciais e a exportação de políticas de controle de acesso.

23.4 Introdução à Segurança de Bancos de Dados Estatísticos

Bancos de dados estatísticos são usados principalmente para produzir estatísticas sobre várias populações. O banco de dados pode conter dados confidenciais de indivíduos, que devem ser protegidos contra o acesso de usuários. Entretanto, os usuários têm a permissão de recuperar informação estatística de populações, tais como médias, somas, contagens, valores máximo, mínimo e desvios-padrão. As técnicas desenvovidas para proteger a privacidade de informações individuais estão fora do escopo deste livro. Iremos apenas ilustrar o problema com um exemplo muito simples, que se refere à relação mostrada na Figura 23.3. Essa é uma relação PESSOA com os atributos NOME, NUMERODOSEGUROSOCIAL, RENDA, ENDERECO, CIDADE, ESTADO, CEP, SEXO, e ULTIMO_TITULO.

PESSOA

NOME	NUMERODOSEGUROSOCIAL	RENDA	ENDERECO	CIDADE	ESTADO	CEP	SEXO	ULTIMO_TITULO

FIGURA 23.3 O esquema de relação PESSOA para ilustrar a segurança em banco de dados estatístico.

Uma **população** é um conjunto de tuplas de uma relação (tabela) que satisfazem alguma condição de seleção. Por isso, cada condição de seleção na relação PESSOA especificará uma população particular de tuplas de PESSOA. Por exemplo, a condição SEXO = 'M' especifica a população masculina; a condição ((SEXO = 'F') AND (ULTIMO_TITULO = 'MESTRE' OR ULTIMO_TITULO = 'DOUTOR')) especifica a população feminina que tem um título de mestre ou de doutor como sua titulação mais alta; e uma condição CIDADE = 'Houston' especifica a população que vive em Houston.

As consultas estatísticas envolvem a aplicação de funções estatísticas em uma população de tuplas. Por exemplo, podemos querer recuperar o número de indivíduos em uma população ou a renda média da população. Entretanto, os usuários de estatísticas não têm a permissão de recuperar dados individuais, como a renda de uma pessoa específica. As técnicas de **segurança de banco de dados estatístico** devem proibir a recuperação de dados individuais. Isso pode ser obtido pela proibição de consultas que recuperem os valores dos atributos e pela permissão apenas de consultas que envolvem funções estatísticas de agregação, tais como COUNT, SUM, MIN, MAX, AVERAGE e STANDARD DEVIATION. Tais consultas às vezes são chamadas **consultas estatísticas.**

É de resposabilidade do sistema de gerenciamento do banco de dados assegurar a confidencialidade da informação sobre indivíduos, enquanto ainda fornece, para os usuários, sumários estatísticos úteis de dados sobre aqueles indivíduos. O fornecimento de **proteção da privacidade** dos usuários em um banco de dados estatísticos é predominante; sua violação é ilustrata da no exemplo seguinte.

Em alguns casos é possível **inferir** os valores de tuplas individuais a partir de uma seqüência de consultas estatísticas. Isto é particularmente verdadeiro quando as condições resultam em uma população que consiste de um número pequeno de tuplas. Como exemplo, considere as duas consultas estatísticas seguintes:

4 Veja Thuraisingham *et al.* (2001).

```
Q1: SELECT COUNT (*) FROM PESSOA
    WHERE <CONDICAO>;
Q2: SELECT AVG (RENDA) FROM PESSOA
    WHERE <CONDICAO>;
```

Agora suponha que estejamos interessados em descobrir o SALARIO de 'Jane Smith', e que saibamos que ela é doutorada e mora na cidade de Bellaire, no Texas. Aplicamos a consulta estatística Q1 com a seguinte condição:

```
(ULTIMO_TITULO='DOUTOR' AND SEXO='F' AND CIDADE='Bellaire' AND ESTADO='Texas')
```

Se obtivermos o resultado 1 para essa consulta, podemos aplicar a consulta Q2 com a mesma condição e descobrir a renda de Jane Smith. Mesmo se o resultado de Q1 para a condição anterior não for 1, mas for um número pequeno — digamos, 2 ou 3 — podemos aplicar consultas estatísticas que usam as funções MAX, MIN, e AVERAGE para identificar a faixa de valores possível para a RENDA de Jane Smith.

A possibilidade de inferir informações individuais a partir de consultas estatísticas é reduzida se nenhuma consulta estatística for permitida sempre que o número de tuplas na população especificada pela condição de seleção ficar abaixo de algum limiar. Uma outra técnica de proibição de recuperação de informação individual é proibir seqüências de consultas que se refiram repetidamente à mesma população de tuplas. Também é possível introduzir deliberadamente pequenas incorreções ou 'ruído' nos resultados de consultas estatísticas, para tornar difícil a dedução de informações individuais a partir dos resultados. Uma outra técnica é a partição do banco de dados. A partição implica que os registros sejam armazenados em grupos de algum tamanho mínimo; as consultas podem fazer referência a qualquer grupo completo ou a conjunto de grupos, mas nunca a subconjuntos de registros dentro de um grupo. O leitor interessado é encaminhado à bibliografia para uma discussão dessas técnicas.

23.5 Introdução ao Controle de Fluxo

O controle de fluxo regula a distribuição ou o fluxo de informações entre objetos acessíveis. Um fluxo entre o objeto X e o objeto Y ocorre quando um programa lê valores em X e escreve valores em Y. Os **controles de fluxo** verificam se informações contidas em alguns objetos não fluem explicita ou implicitamente para objetos de menor proteção. Assim, um usuário não pode obter indiretamente em Y aquilo que ele ou ela não puder obter diretamente de X. O controle de fluxo ativo começou no início da década de 70. A maioria dos controles de fluxo emprega algum conceito de classe de segurança; a transferência de informação de um remetente para um destinatário somente é permitida se a classe de segurança do receptor for pelo menos tão privilegiada quanto a classe do remetente. Exemplos de um controle de fluxo incluem a prevenção de que um programa de serviço não deixe escapar dados confidenciais de clientes, e o bloqueio de transmissão de dados militares secretos para um usuário do qual se desconheça sua classificação de segurança.

Uma **política de fluxo** especifica os canais pelos quais a informação tem a permissão de se mover. A política de fluxo mais simples especifica exatamente duas classes de informação: confidencial (C) e não confidencial (NC), e permite todos os fluxos, exceto aqueles que saem de uma classe C e seguem para uma classe NC. Essa política pode resolver o problema do confinamento que surge quando um programa de serviço trata dados como informações de clientes, algumas das quais podem ser confidenciais. Por exemplo, um serviço de cálculo de imposto de renda pode ter a permissão de reter o endereço do cliente e o valor cobrado pelos serviços prestados, mas não a renda ou as deduções do cliente.

Os mecanismos de controle de acesso são responsáveis pela verificação das autorizações dos usuários para o acesso aos recursos: Apenas operações que tenham sido concedidas são executadas. Os controles de fluxo podem ser impostos por meio de um mecanismo estendido de controle de acesso, que envolva a atribuição de uma classe de segurança (geralmente chamada *clearance*) para cada programa em execução. O programa tem a permissão de ler um segmento específico de memória apenas se sua classe de segurança for tão alta quanto à do segmento. É permitido escrever em um segmento apenas se sua classe for tão baixa quanto à do segmento. Isso automaticamente assegura que nenhuma informação transmitida por uma pessoa possa se mover de uma classe mais alta para uma mais baixa. Por exemplo, um programa militar com uma *clearance* secreta pode ler apenas a partir de objetos que são não classificados ou confidenciais, e podem apenas escrever em objetos que são secretos ou altamente secretos.

É possível distinguir dois tipos de fluxo: *fluxos explícitos*, que ocorrem em conseqüência de instruções de atribuição, como $Y := f(X_1, X_n)$; e *fluxos implícitos* gerados por instruções condicionais, como se $f(X_{m+1}, \ldots, X_n)$ então $y := f(X_1, X_m)$.

Os mecanismos de controle de fluxo devem verificar que somente fluxos autorizados, explícitos e implícitos, sejam executados. Um conjunto de regras deve ser satisfeito para assegurar fluxos seguros de informação. As regras podem ser expressas utilizando-se relações de fluxo entre as classes e atribuídas às informações, declarando os fluxos autorizados dentro de um sistema. (Um fluxo de informação de A para B ocorre quando a informação associada a A afeta o valor de informação associada a B. O fluxo resulta de operações que causam a transferência de informação de um objeto para outro.) Essas relações podem definir, para uma classe, o conjunto de classes no qual a informação (estabelecida naquela classe) pode fluir, ou podem declarar as relações específicas para serem verificadas entre duas classes para permitir que a informação flua de uma para a outra. Em geral, os mecanismos de controle de fluxo implementam os controles por meio da atribuição de um rótulo para cada objeto e da especificação da classe de segurança do objeto. Depois os rótulos são utilizados para verificar as relações de fluxo definidas no modelo.

23.5.1 Canais Secretos

Um canal secreto (*covert channel*) permite uma transferência de informação que viola a segurança ou a política. Especificamente, um **canal secreto** permite que a informação passe de um nível de classificação mais alto para um nível de classificação mais baixo por meios indevidos. Os canais secretos podem se classificados em duas amplas categorias: de armazenamento e de oportunidade. A característica que distingue as duas é que em um **canal de oportunidade** a informação é trasmitida pela oportunidade de eventos ou processos, ao passo que os **canais de armazenamento** não exigem nenhuma sincronização temporal, à medida que a informação é transmitida por meio do acesso de informações do sistema ou do acesso àquilo que, de outra forma, seria inacessível ao usuário.

Em um exemplo simples de um canal secreto, considere um sistema distribuído de banco de dados no qual dois nodos têm níveis de segurança de usuário secreto (S) e não classificado (NC). A fim de executar um *commit* em uma transação, ambos os nodos devem concordar em realizar o *commit*. Mutuamente, eles podem apenas realizar operações que são consistentes com a propriedade-*, que diz que em qualquer transação, o site S não pode escrever ou passar informação para o site NC. Entretanto, se esses dois *sites* tramam estabelecer um canal secreto entre eles, uma transação envolvendo dados secretos pode receber o *commit* incondicionalmente pelo site NC, porém, o site S pode fazê-lo de alguma maneira predefinida e pré-acordada de forma que certa informação possa ser passada do site S para o site NC, violando a propriedade-*. Isso pode ser conseguido onde a transação for executada repetidamente, mas as ações tomadas pelo site S transmitem implicitamente informação para o site NC. Medidas como o bloqueio que discutimos nos capítulos 17 e 18 previnem a escrita simultânea de informação por usuários com diferentes níveis de segurança para os mesmos objetos, prevenindo os canais secretos do tipo armazenamento. Os sistemas operacionais e os bancos de dados distribuídos fornecem controle sobre a multiprogramação de operações que permitem um compartilhamento de recursos sem a possibilidade de invasão de um programa ou processo na área de memória de outros ou em outros recursos do sistema, portanto, prevenindo os canais secretos orientados por oportunidade. Em geral, os canais secretos não são um grande problema em boas implementações de bancos de dados robustos. Entretanto, certos esquemas que transferem informações implicitamente podem ser tramados por usuários espertos.

Alguns especialistas em segurança acreditam que uma maneira de evitar os canais secretos é fazer com que os programadores não ganhem acesso de fato a dados sensíveis que se supõe que um programa processe após ter sido colocado em operação. Por exemplo, um programador de um banco não tem necessidade de acessar os nomes ou os saldos das contas dos depositantes. Os programadores de empresas de corretagem não precisam saber quais ordens de compra e venda existem para os clientes. Durante o teste de programas, o acesso a uma forma dos dados reais ou a alguma amostra de dados de teste pode ser justificado, mas não após o programa ter sido aceito para uso regular.

23.6 Criptografia e Infra-Estruturas de Chave Pública

Os métodos anteriores de controle de acesso e de fluxo, a despeito de serem medidas fortes, podem não ser capazes de proteger os bancos de dados contra algumas ameaças. Suponha que estamos transmitindo dados, e que estes caiam em mãos de algum usuário ilegítimo. Nessa situação, pelo uso da criptografia, podemos disfarçar a mensagem de modo que, mesmo se a transmissão for desviada, ela não seja revelada. Cifrar é um meio de manter os dados seguros em um ambiente inseguro. Cifrar consiste da aplicação de um **algoritmo de criptografia** para os dados usando alguma **chave de criptografia** preestabelecida. Os dados resultantes precisam ser **decifrados** utilizando uma **chave de decriptografia** para recuperar os dados originais.

23.6.1 Os Dados e os Padrões Avançados de Criptografia

O Padrão de Criptografia de Dados (*Data Encryption Standard* — DES) é um sistema desenvolvido pelo governo dos EUA para uso do público em geral. Ele tem sido amplamente aceito como um padrão de criptografia tanto nos Estados Unidos quanto no exterior. O DES pode proporcionar a criptografia ponto-a-ponto no canal entre o remetente A e o destinatário B. O algoritmo DES é uma combinação cuidadosa e complexa de dois dos blocos fundamentais de construção de criptografia: substituição e permutação (transposição). O algoritmo deriva sua força da aplicação repetida dessas duas técnicas em um total de 16 ciclos. O texto puro (*plaintext* – a forma original da mensagem) é cifrada em blocos de 64 bits. Embora a chave tenha o tamanho de 64 bits, de fato, a chave pode ser qualquer número de 56 bits. Após ter questionado a adequação do DES, o National Institue of Standards (NIST) apresentou os Padrões Avançados de Criptografia (*Advanced Encryption Standards* — AES). Esse algoritmo tem um tamanho de bloco de 128 bits, comparado com o tamanho do bloco do DES de 56 bits, e pode utilizar chaves de 128, 192 ou 256 bits, comparados com a chave de 56 bits do DES. O AES introduz mais possibilidades de chaves, comparado com o DES, e, assim, leva um tempo muito mais longo para ser quebrado.

23.6.2 Criptografia de Chave Pública

Em 1976 Diffie e Hellman propuseram um novo tipo de sistema de criptografia, o qual chamaram de **criptografia de chave pública**. Os algoritmos de chave pública são baseados em funções matemáticas em vez de em operações sobre modelos de bits. Eles também envolvem o uso de duas chaves separadas, contrastando com a criptografia convencional que usa apenas uma chave. O uso de duas chaves pode ter conseqüências profundas nas áreas de confidencialidade, distribuição de chave e autenticação. As duas chaves utilizadas para a criptografia de chave pública são chamadas **chave pública** e **chave privada**. Invariavelmente, a chave privada é mantida secreta, porém ela é chamada de *chave privada* em vez de *chave secreta* (a chave usada na criptografia convencional) para evitar confusão com a criptografia convencional.

O esquema, ou infra-estrutura, de criptografia de chave pública possui seis ingredientes:

1. *Texto puro (plaintext)*: Estes são os dados ou a mensagem legível que alimenta o algoritmo como entrada.
2. *Algoritmo de criptografia*: O algoritmo de criptografia executa diversas transformações no texto puro.
3 e 4. *Chaves pública e privada*: Estas são um par de chaves que foram selecionadas de forma que se uma for usada para cifrar, a outra é utilizada para decifrar. As transformações exatas que são conduzidas pelo algoritmo de criptografia dependem da chave pública ou privada que é fornecida como entrada.
5. *Texto cifrado*: É a mensagem embaralhada produzida como saída. Ela depende do texto puro e da chave. Para dada mensagem, duas chaves diferentes irão produzir dois textos cifrados diferentes.
6. *Algoritmo de decriptografia*: Este algoritmo aceita o texto cifrado e a chave correspondente, bem como produz o texto puro original.

Conforme o nome sugere, a chave pública do par é tornada pública para outros a usarem, ao passo que a chave privada é conhecida apenas por seu proprietário. Um algoritmo de criptografia de chave pública de propósito geral se baseia em uma chave para cifrar e em uma outra chave diferente, porém relacionada, para decifrar. Os passos essenciais são os seguintes:

1. Cada usuário gera um par de chaves para serem usadas para cifrar e decifrar as mensagens.
2. Cada usuário coloca uma das duas chaves em um registro público ou em outro arquivo acessível. Esta é a chave pública. A chave que a acompanha é mantida privada.
3. Se um remetente desejar enviar uma mensagem privada para um destinatário, o remetente cifra a mensagem utilizando a chave pública do destinatário.
4. Quando o destinatário receber a mensagem, ele ou ela a decifra utilizando a chave privada do destinatário. Nenhum outro receptor pode decifrar a mensagem porque apenas o destinatário conhece a sua própria chave privada.

O Algoritmo RSA de Criptografia de Chave Pública. Um dos primeiros esquemas de chave pública foi apresentado em 1978 por Ron Rivest, Adi Shamir e Len Adleman no MIT e, por causa deles, é chamado de esquema RSA. Desde então, o esquema RSA reinou de maneira suprema como a abordagem para criptografia de chave pública mais amplamente aceita e implementada. O algoritmo de criptografia RSA incorpora os resultados da teoria de números, combinados com a dificuldade de determinação dos fatores primos de um alvo. O algoritmo RSA também opera com a aritmética modular — mod n.

Duas chaves, d e e, são utilizadas para decifrar e cifrar. Uma propriedade importante é que elas podem ser intercambiadas. n é escolhido como o maior inteiro que é um produto de dois números primos grandes distintos, a e b. A chave de criptografia e é um número entre 1 e n que é um primo relativo a $(a-1) \times (b-1)$, escolhido aleatoriamente. O bloco de texto puro P é cifrado como P^e mod n. Como a exponenciação é realizada mod n, fatorar P^e para descobrir o texto puro cifrado é difícil. Entretanto, a chave de decriptografia d é cuidadosamente escolhida de forma que $(P^e)^d \bmod n = P$. A chave de decifragem d pode ser calculada a partir da condição de que $d \times e = 1 \bmod ((a-1) \times (b-1))$. Assim, o destinatário legítimo que conhece d simplesmente calcula $(P^e)d \bmod n = P$ e recupera P sem precisar fatorar P^e.

23.6.3 Assinaturas Digitais

Uma assinatura digital é um exemplo do uso de técnicas de criptografia para prover serviços de autenticação em aplicações de comércio eletrônico. Tal como uma assinatura manuscrita, uma **assinatura digital** é uma maneira de associar uma marca única a um indivíduo por meio de um corpo de texto. A marca deve ser inesquecível, significando que outros sejam capazes de verificar se a assinatura realmente vem da origem.

Uma assinatura digital consiste em uma cadeia de símbolos. Se uma assinatura digital de uma pessoa for sempre a mesma para cada mensagem, então alguém pode facilmente falsificá-la por meio da simples cópia da cadeia de símbolos. Assim, as assinaturas devem ser diferentes a cada uso. Isso pode ser obtido fazendo cada assinatura digital a partir de uma função da mensagem que está sendo assinada, junto com um registro de data e hora. A fim de ser única para cada assinante e à prova de falsificações, cada assinatura digital deve depender também de algum número secreto que seja único para o assinante. Assim, em geral, uma assinatura digital à prova de falsificações deve depender da mensagem e de um número secreto único do assinante. O verificador da assinatura, entretanto, não deve precisar conhecer nenhum número secreto. As técnicas de chave pública são as melhores maneiras de criar assinaturas digitais com estas propriedades.

23.7 RESUMO

Este capítulo discutiu diversas técnicas para a imposição de segurança em bancos de dados. Apresentamos as diferentes ameaças a bancos de dados quanto a perda de integridade, disponibilidade e confidencialidade. Os quatro tipos de medidas para tratar desses problemas são controle de acesso, controle de inferência, controle de fluxo e criptografia. Todas essas medidas foram discutidas neste capítulo.

A imposição de segurança trata do controle de acesso ao sistema de banco de dados como um todo e do controle de autorização para acessar partes específicas de um banco de dados. O primeiro geralmente é feito pela atribuição de contas com senhas para os usuários. O último pode ser obtido pelo uso de um sistema de concessão e revogação de privilégios para que contas individuais acessem partes específicas do banco de dados. Essa abordagem geralmente é chamada controle de acesso discricionário. Apresentamos alguns comandos SQL para a concessão e a revogação de privilégios, e ilustramos seu uso com exemplos. Depois, fornecemos uma visão geral dos mecanismos de controle de acesso obrigatório que impõem segurança multinível. Eles exigem a classificação de usuários e de valores de dados em classes de segurança e impõem as regras que proíbem o fluxo de informação a partir dos níveis de segurança mais altos para os mais baixos. Alguns dos conceitos-chave referentes ao modelo relacional multinível, incluindo a filtragem e a polinstanciação, foram apresentados. Foi apresentado o controle de acesso baseado em papéis, que atribui privilégios baseados no papel em que os usuários atuam. Discutimos brevemente o problema do controle de acesso a bancos de dados estatísticos a fim de proteger a privacidade de informações individuais, enquanto concorrentemente se fornece acesso estatístico a populações de registros. A seguir, foram discutidas questões relacionadas ao controle de fluxo e problemas associados aos canais secretos. Finalmente, cobrimos a área de criptografia de dados, incluindo a infra-estrutura de chave pública e as assinaturas digitais.

Questões para Revisão

23.1. Discuta o que significa cada um dos seguintes termos: *autorização de banco de dados*, *controle de acesso*, *criptografia de dados*, *conta privilegiada (de sistema)*, *auditoria de banco de dados*, *pista para auditoria (audit trail)*.
   a. Discuta os tipos de privilégios do nível de conta e aqueles do nível de relação.

23.2. Quais contas são designadas como proprietárias de uma relação? Quais são os privilégios que o proprietário da relação possui?

23.3. Como o mecanismo de visão é usado como um mecanismo de autorização?

23.4. Qual o significado de conceder um privilégio?

23.5. Qual o significado de revogar um privilégio?
23.6. Discuta o sistema de propagação de privilégios e as restrições impostas pelos limites de propagação horizontal e vertical.
23.7. Liste os tipos de privilégios disponíveis na SQL.
23.8. Qual é a diferença entre controle de acesso *discricionário* e *obrigatório*?
23.9. Quais são as classificações de segurança comuns? Discuta a propriedade de segurança simples e a propriedade-*, e explique a justificativa por trás dessas regras para a imposição de segurança multinível.
23.10. Descreva o modelo de dados relacional multinível. Defina os seguintes termos: *chave aparente*, *polinstanciação*, *filtragem*.
23.11. Quais são os méritos relativos do uso de CAD ou de CAO?
23.12. O que é o controle de acesso baseado em papéis? De que maneira ele é superior ao CAD e ao CAO?
23.13. O que é um banco de dados estatístico? Discuta o problema de segurança de banco de dados estatístico.
23.14. Como a privacidade está relacionada com a segurança de bancos de dados estatístico? Quais as medidas que podem ser tomadas para garantir algum grau de privacidade em bancos de dados estatísticos?
23.15. O que é o controle de fluxo como medida de segurança? Quais os tipos de controle de fluxo que existem?
23.16. O que são os canais secretos? Dê um exemplo de um canal secreto.
23.17. Qual é o objetivo da criptografia? Quais os processos que estão envolvidos com a criptografia de dados e com a recuperação dos dados na outra ponta?
23.18. Dê um exemplo de um algoritmo de criptografia e explique como ele funciona.
23.19. Repita a questão anterior com o popular Algoritmo RSA.
23.20. O que é o esquema de infra-estrutura de chave pública? Como ele provê segurança?
23.21. O que são assinaturas digitais? Como elas funcionam?

Exercícios

23.22. Considere o esquema de banco de dados relacional da Figura 5.5. Suponha que todas as relações foram criadas pelo usuário X (e, por isso, ele é o proprietário delas), que queira conceder os seguintes privilégios às contas de usuários A, B, C, D e E.
   a. A conta A pode recuperar ou modificar quaisquer relações exceto `dependente` e pode conceder privilégios para outros usuários.
   b. A conta B pode recuperar todos os atributos de `empregado` e `departamento`, exceto o `salario`, `o numero de seguro social do gerente` e a `data de inicio do gerente`.
   c. A conta C pode recuperar ou modificar TRABALHA_EM, porém, pode apenas recuperar os atributos PNOME, INICIALM, UNOME e NUMERODOSEGUROSOCIAL de EMPREGADO e os atributos NOMEP e NUMEROP de PROJETO.
   d. A conta D pode recuperar qualquer atributo de EMPREGADO ou `dependente` e pode modificar DEPENDENTE.
   e. A conta E pode recuperar qualquer atributo de EMPREGADO, porém, somente para as tuplas de EMPREGADO que possuam DNO = 3.
   f. Escreva sentenças SQL para conceder esses privilégios. Use visões onde for apropriado.
23.23. Suponha que o privilégio (a) do Exercício 23.1 deva ser dado com GRANT OPTION, porém apenas de maneira que a conta A possa concedê-lo a, no máximo, cinco contas, e cada uma destas contas possa propagar o privilégio para outras, porém, *sem* o privilégio GRANT OPTION. Quais seriam os limites de propagação horizontal e vertical neste caso?
23.24. Considere a relação mostrada na Figura 23.2d. Como ela apareceria para um usuário com a classificação NC? Suponha que um usuário com classificação NC tente atualizar o salário de `'Smith'` para 50 mil dólares. Qual seria o resultado dessa ação?

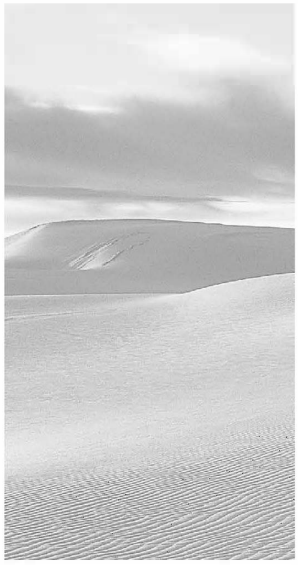
Bibliografia Selecionada

A autorização baseada na concessão e na revogação de privilégios foi proposta para o SGBD experimental SYSTEM R e é apresentada em Griffiths e Wade (1976). Diversos livros discutem a segurança em bancos de dados e sistemas de computação em geral, entre os quais os livros de Leiss (1982a) e Fernandez *et al.* (1981). Denning e Denning (1979) é um artigo do tipo tutorial sobre segurança de dados.

Muitos artigos discutem técnicas diferentes para o projeto e a proteção de bancos de dados estatísticos. Entre estes se incluem McLeish (1989), Chin e Ozsoyoglu (1981), Leiss (1982), Wong (1984) e Denning (1980). Ghosh (1984) discuste o uso de bancos de dados estatísticos para controle de qualidade. Existem também muitos artigos discutindo criptografia e crip-

tografia de dados, inclusive Diffie e Hellman (1979), Rivest *et al.* (1978), Akl (1983), Pfleeger (1997), Omura *et al.* (1990) e Stalling (2000).

A segurança multinível é discutida em Jajodia e Sandhu (1991), Denning *et al.* (1987), Smith e Winslett (1992), Stachour e Thuraisingham (1990), Lunt *et al.* (1990) e Bertino *et al.* (2001). Uma visão geral sobre questões de pesquisa em segurança de bancos de dados é dada por Lunt e Fernandez (1990), Jajodia e Sandhu (1991), Bertino *et al.* (1998), Castano *et al.* (1995) e Thuraisingham *et al.* (2001). Os efeitos da segurança multinível no controle de concorrência são discutidos em Atluri *et al.* (1997). A segurança em bancos de dados da próxima geração, semânticos e orientados por objeto é discutida em Rabbiti *et al.* (1991), Jajodia e Kogan (1990) e Smith (1990). Oh (1999) apresenta um modelo para as seguranças discricionária e obrigatória. Modelos de segurança para aplicações baseadas na Web e no controle de acesso baseado em papéis são discutidos em Joshi *et al.* (2001). Questões de segurança para gerentes no contexto de aplicações *e-commerce* e a necessidade de modelos de avaliação de risco para a seleção de medidas de segurança apropriadas são discutidas em Farahmand *et al.* (2002).



24

Extensões de Modelos de Dados para Aplicações Avançadas

Como aumentou o uso de sistemas de banco de dados, os usuários passaram a exigir funcionalidades adicionais desses pacotes de software com o propósito de facilitar a implementação de aplicações mais avançadas e complexas. Os sistemas de bancos de dados orientados a objeto e objeto-relacionais fornecem características que permitem aos usuários ampliar seus sistemas, especificando tipos de dados abstratos adicionais para cada aplicação. Porém, é bastante útil identificar certas características comuns para algumas dessas aplicações avançadas e criar modelos que possam representá-las. Além disso, podem ser implementadas estruturas especializadas de armazenamento e métodos de indexação para melhorar seu desempenho. Elas podem ser implementadas como itens de dados abstratos ou bibliotecas de classe, sendo adquiridas como funcionalidades complementares ao pacote de software básico do SGDB. O termo **datablade** foi usado no Informix, e o termo **cartridge**, no Oracle (Capítulo 22), para se referirem a tais submódulos que, opcionalmente, podem ser incluídos em um pacote de SGDB. Assim, os usuários poderão utilizar essas características, diretamente, se forem satisfatórias para suas aplicações, sem ter de reinventá-las, reimplementá-las ou reprogramá-las.

Este capítulo introduz os conceitos de banco de dados para algumas dessas características comuns, necessárias em aplicações avançadas, e que começam a apresentar uso difundido. As características que cobriremos são as *regras ativas*, usadas em aplicações de banco de dados ativos; *conceitos de temporalidade*, usados em aplicações de banco de dados temporais; e, rapidamente, alguns dos assuntos que envolvem *bancos de dados multimídias*. Também discutiremos *bancos de dados dedutivos*. É importante notar que cada um desses tópicos é muito abrangente, e poderemos dar somente uma breve introdução de cada área. Na realidade, cada uma delas pode servir como tópico único de um livro completo.

Na Seção 24.1 introduziremos os bancos de dados ativos, que fornecem funcionalidade adicional para a especificação de **regras ativas**. Essas regras podem ser ativadas automaticamente pela ocorrência de algum evento, como atualização no banco de dados, ou certo horário alcançado, e podem disparar certas ações que foram especificadas na declaração da regra em dada condição. Muitos pacotes comerciais já fornecem alguma funcionalidade de bancos de dados ativos na forma de **gatilhos (*triggers*)**. Os gatilhos fazem parte do padrão SQL-99.

Na Seção 24.2 introduziremos os conceitos de **bancos de dados temporais**, que permitem que o sistema de banco de dados armazene um histórico de alterações, possibilitando aos usuários o exame dos estados atuais e passados do banco de dados. Alguns modelos de banco de dados temporais também permitem o armazenamento do futuro esperado da informação, como horários planejados. É importante notar que muitas aplicações de banco de dados já são temporais, mas normalmente são implementadas sem muito apoio do SGDB para temporalidade — isto é, os conceitos de temporalidade são implementados nos programas de aplicação que acessam o banco de dados.

A Seção 24.3 fará uma breve avaliação de bancos de dados espacial e multimídia. **Bancos de dados espaciais** proporcionam os conceitos para a localização de objetos em um espaço multidimensional. Por exemplo, os bancos de dados geográficos, que armazenam mapas, inserem posições de espaço bidimensionais dos objetos, como estados, rios, cidades, estradas,

mares, e assim por diante. Outros bancos de dados, como meteorológicos para informação do tempo, são tridimensionais, uma vez que as temperaturas são relacionadas a outras informações meteorológicas em pontos de espaço tridimensionais. **Bancos de dados de multimídias** oferecem facilidades para armazenamento e consulta de diferentes tipos de informações multimídias, incluindo **imagens** (como pinturas ou desenhos), **clipes de vídeo** (como filmes, noticiários ou vídeos caseiros), **audioclipes** (como canções, mensagens telefônicas ou falas) e **documentos** (como livros ou artigos).

Na Seção 24.4, discutiremos bancos de dados dedutivo[1], uma área entre bancos de dados, lógica, inteligência artificial e bases de conhecimento. Um **sistema de banco de dados dedutivo** é aquele que possui capacidade para definir (**dedutivas**) **regras** que podem deduzir ou inferir informação adicional dos fatos que são armazenados em um banco de dados. Como parte da fundamentação teórica para alguns sistemas de banco de dados dedutivos é a lógica matemática, tais regras são freqüentemente chamadas **banco de dados lógico**. Outros tipos de sistemas, chamados **sistemas de banco de dados especialistas** ou **sistemas baseados em conhecimento**, também incorporam raciocínio e capacidade de inferência; tais sistemas usam técnicas desenvolvidas no campo da inteligência artificial, como redes semânticas, *frames*, sistemas de produção ou regras para capturar conhecimento de domínio específico.

Os leitores podem optar pela leitura de qualquer tópico, pelo qual tenham algum interesse em particular, porque as seções deste capítulo são praticamente independentes umas da outras.

24.1 Conceitos de Banco de Dados Ativos e Gatilhos (Triggers)

Regras, que especificam ações disparadas automaticamente por meio de certos eventos, vêm sendo consideradas um importante avanço para os sistemas de banco de dados. Na realidade, o conceito de **gatilho (triggers)** — uma técnica para especificar certos tipos de regras ativas — existia em versões anteriores da SQL para bancos de dados relacionais; agora os gatilhos fazem parte do padrão SQL-99. SGDB relacionais comerciais — como o Oracle, o DB2 e o SYBASE — tiveram várias versões de gatilhos disponíveis. Porém, muita pesquisa foi realizada para estabelecer um modelo geral para bancos de dados ativos a partir dos primeiros gatilhos propostos. Na Seção 24.1.1, apresentaremos os conceitos gerais que foram propostos para o estabelecimento de regras para bancos de dados ativos. Usaremos a sintaxe do SGDB relacional comercial Oracle para ilustrar esses conceitos com exemplos específicos, uma vez que os gatilhos no Oracle estão muito próximos das regras especificadas para o padrão SQL. A Seção 24.1.2 discutirá um modelo geral e metas de implementação para bancos de dados ativos. Em seguida, daremos exemplos de como são implementados bancos de dados ativos no SGDB experimental STARBURST na Seção 24.1.3, uma vez que o STARBURST fornece, em sua estrutura, muitos dos conceitos gerais de bancos de dados ativos. A Seção 24.1.4 discute possíveis aplicações de bancos de dados ativos. Finalmente, a Seção 24.1.5 descreve como os gatilhos são declarados no padrão de SQL-99.

24.1.1 Modelo Generalizado para Bancos de Dados Ativos e Gatilhos Oracle

O modelo que foi usado para especificar regras de banco de dados ativos é chamado **evento-condição-ação**, ou modelo de **ECA**. Uma regra no modelo de ECA tem três componentes:

1. O **evento** (ou eventos) que ativa (ativam) a regra: Esses eventos normalmente são operações de atualização de banco de dados aplicadas explicitamente. Porém, no modelo geral, eles poderiam ser também eventos temporais[2] ou outros tipos de eventos externos.
2. A **condição** que determina se a ação da regra deve ser executada: Uma vez ocorrido o evento, uma condição *opcional* pode ser avaliada. Se nenhuma *condição* for especificada, a ação será disparada pelo evento. Se uma condição for especificada, primeiro ela será avaliada, e somente *se seu resultado for verdadeiro* a ação da regra será executada.
3. A **ação** a ser executada: A ação normalmente é uma sucessão de declarações SQL, mas também poderia ser uma transação de banco de dados ou um programa externo que será executado automaticamente.

Vamos considerar alguns exemplos para ilustrar esses conceitos. Os exemplos são centrados numa variação simplificada da aplicação de banco de dados de EMPRESA da Figura 5.7, mostrada na Figura 24.1, com cada empregado tendo um nome (NOME), número de previdência social (SSN), salário (SALARIO), departamento para o qual ele trabalha (DNO, uma chave estrangeira de DEPARTAMENTO) e supervisor direto (SUPERVISOR_SSN, uma chave estrangeira (recursiva) para EMPREGADO). Para esse exemplo,

1 A Seção 24.4 é um resumo do Capítulo 25 da terceira edição.

2 Um exemplo seria um evento temporal periódico, como: Dê este comando diariamente às 5h30.

consideraremos que é permitido *null* para DNO, que indica que um empregado pode estar temporariamente sem departamento. Cada departamento tem um nome (DNOME), número (DNO), o salário total de todos os empregados alocados naquele departamento (TOTAL_SAL) e gerente (GERENTE_SSN, uma chave estrangeira para EMPREGADO).

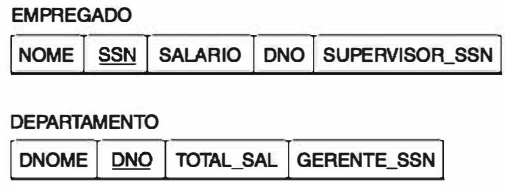


FIGURA 24.1 Banco de dados de EMPRESA simplificado, usado para os exemplos de regras ativas.

Note que, na verdade, o atributo TOTAL_SAL é derivado, e seu valor corresponde à soma de salários dos empregados locados naquele departamento em particular. A manutenção do valor correto de tal atributo pode ser tarefa de uma regra ativa. Temos primeiro que determinar os eventos que possam causar uma mudança no valor de TOTAL_SAL, que podem ser do seguinte tipo:

1. Inserindo (uma ou mais) tuplas de novos empregados.
2. Mudando o salário de (um ou mais) empregados existentes.
3. Realocando um ou mais empregados entre os departamentos.
4. Excluindo (uma ou mais) tuplas de empregados.

No caso do evento 1, precisaremos apenas recalcular TOTAL_SAL se o empregado novo for imediatamente nomeado para um departamento — isto é, se o valor do atributo de DNO para a tupla do empregado novo não for *null* (considerando que *null* é permitido para DNO). Conseqüentemente, essa seria a **condição** a ser checada. Uma condição semelhante poderia ser atribuída ao evento 2 (e 4): determinar se o empregado cujo salário é alterado (ou que está sendo excluído) está alocado no departamento. Para o evento 3, sempre executaremos uma ação que mantém o valor correto de TOTAL_SAL, assim, nenhuma condição é necessária (a ação sempre será executada).

A **ação** para os eventos 1, 2 e 4 é atualizar o valor de TOTAL_SAL automaticamente para que o departamento do empregado reflita sobre as recentes inserções, atualizações ou exclusões de salário dos empregados. No caso do evento 3, é necessária uma ação dupla; uma para atualizar o TOTAL_SAL do departamento antigo do empregado e a outra para atualizar o TOTAL_SAL do novo departamento do empregado.

As quatro regras ativas (ou gatilhos) R1, R2, R3 e R4 — correspondentes à situação anterior — podem ser especificadas na notação do SGDB Oracle como mostrado na Figura 24.2a. Consideremos a Regra R1 para ilustrar a sintaxe dos gatilhos em Oracle. A declaração CREATE TRIGGER especifica um gatilho (ou regra ativa) de nome — TOTALSAL1 para R1. A cláusula AFTER (depois) especifica que a regra será ativada *depois* que os eventos que a ativam acontecerem. Os disparadores de evento – a inserção de um empregado neste exemplo — são especificados após a palavra-chave AFTER.[3] A cláusula ON determina a relação sobre a qual a regra será especificada — EMPREGADO para R1. As palavras-chave *opcionais* FOR EACH ROW (para cada linha) especificam que a regra será ativada *uma vez para cada linha* que for afetada pelo evento.[4] A cláusula *opcional* WHEN (quando) é usada para especificar qualquer condição que precise ser checada depois que a regra for ativada, mas antes que a ação seja executada. Finalmente, a(s) ação(ões) a ser(em) realizada(s) é(são) especificada(s) como um bloco PL/SQL que, normalmente, contém uma ou mais declarações SQL ou chamadas para execução de procedimentos externos.

3 Como veremos depois, também é possível especificar BEFORE (antes), em vez de AFTER (depois), a qual indica que a regra será disparada *antes que o evento ativador seja executado.*

4 Novamente, veremos adiante que uma alternativa seria disparar a regra *somente uma vez*, mesmo que diversas linhas (tuplas) sejam afetadas pelo evento ativador.

(a) **R1:**
```
CREATE TRIGGER TOTALSAL1
AFTER INSERT ON EMPREGADO
FOR EACH ROW
WHEN (NEW.DNO IS NOT NULL)
   UPDATE DEPARTMENTO
   SET TOTAL_SAL=TOTAL_SAL + NEW.SALARIO
   WHERE DNO=NEW.DNO;
```

R2:
```
CREATE TRIGGER TOTALSAL2
AFTER UPDATE OF EMPREGADO ON SALARIO
FOR EACH ROW
WHEN (NEW.DNO IS NOT NULL)
   UPDATE DEPARTAMENTO
   SET TOTAL_SAL=TOTAL_SAL + NEW.SALARIO – OLD.SALARIO
   WHERE DNO=NEW.DNO;
```

R3:
```
CREATE TRIGGER TOTALSAL3
AFTER UPDATE OF DNO ON EMPREGADO
FOR EACH ROW
   BEGIN
   UPDATE DAPARTAMENTO
   SET TOTAL_SAL=TOTAL_SAL + NEW.SALARIO
   WHERE DNO=NEW.DNO;
   UPDATE DEPARTAMENTO
   SET TOTAL_SAL=TOTAL_SAL– OLD.SALARIO
   WHERE DNO=OLD.DNO;
   END;
```

R4:
```
CREATE TRIGGER TOTALSAL4
AFTER DELETE ON EMPREGADO
FOR EACH ROW
WHEN (OLD.DNO IS NOT NULL)
   UPDATE DEPARTAMENTO
   SET TOTAL_SAL=TOTAL_SAL – OLD.SALARIO
   WHERE DNO=OLD.DNO;
```

(b) **R5:**
```
CREATE TRIGGER INFORM_SUPERVISOR1
BEFORE INSERT OR UPDATE OF SALARIO, SUPERVISOR_SSN ON EMPREGADO
FOR EACH ROW
WHEN
(NEW.SALARY> (SELECT SALARIO FROM EMPREGADO
                  WHERE SSN=NEW.SUPERVISOR_SSN))
      INFORM_SUPERVISOR(NEW.SUPERVISOR_SSN, NEW.SSN);
```

FIGURA 24.2 Especificando regras ativas como gatilhos em notação Oracle. (a) Gatilhos para manter automaticamente a consistência de TOTAL_SAL de DEPARTAMENTO. (b) Gatilho para comparar o salário de um empregado com o de seu supervisor.

Os quatro gatilhos (regras ativas) R1, R2, R3 e R4 ilustram diversas características das regras ativas. Primeiro, os **eventos** básicos que podem ser especificados para dispararem as regras são comandos de atualização no padrão SQL: INSERT, DELETE e UPDATE. Eles são especificados pelas palavras-chave **INSERT**, **DELETE** e **UPDATE** na notação Oracle. No caso de **UPDATE**, a pessoa pode especificar os atributos que serão atualizados — por exemplo, codificando **UPDATE OF** SALARIO, DNO. Segundo, o projetista da regra precisa ter um modo de especificar as tuplas que foram inseridas, excluídas ou modificadas pelo evento de ativação. As palavras-chave **NEW** e **OLD** são usadas na notação Oracle: NEW é usada para se referir à tupla que foi inserida ou atualizada, enquanto OLD é usada para se referir à tupla excluída ou à tupla antes de sua atualização.

Assim, a Regra R1 será ativada depois que uma operação de INSERT for aplicada à relação EMPREGADO. Em R1, a condição (**NEW**.DNO IS **NOT NULL**) é conferida, e se a avaliação for favorável à retificação, significando que a tupla de empregado que está sen-

do inserida está relacionada a um departamento, a ação será executada. A ação atualiza a(s) tupla(s) de DEPARTAMENTO relacionada(s) ao empregado recentemente inserido, somando seu salário (**NEW**.SALARIO) ao atributo TOTAL_SAL do departamento relacionado.

A Regra R2 é semelhante à R1, mas é disparada por uma operação UPDATE que atualiza o SALARIO de um empregado, em vez de um INSERT. A Regra R3 é disparada por uma atualização no atributo DNO de EMPREGADO, que significa a alteração de um empregado de um departamento para outro. Não há nenhuma condição para a Regra R3, assim, a ação é executada sempre que o evento ativador acontecer. A ação atualiza o antigo e o novo departamento dos empregados designados, acrescentando seus salários ao TOTAL_SAL do departamento novo, e subtraindo-os do TOTAL_SAL do departamento *antigo*. Note que isso deveria ocorrer até mesmo se o valor de DNO fosse *null*, porque nesse caso nenhum departamento seria selecionado para a ação da regra.[5]

É importante notar o efeito da cláusula opcional FOR EACH ROW, que significa que a regra será ativada separadamente *para cada tupla*. Esse recurso é conhecido como **gatilho de tupla**. Se essa cláusula fosse omitida, o gatilho seria conhecido por **gatilho de declaração** e seria ativado apenas uma vez para cada declaração de ativação. Para ver a diferença, considere a seguinte operação de atualização, que dá um aumento de 10% a todos os empregados do departamento 5. Essa operação seria um evento que ativa a Regra R2:

```
UPDATE   EMPREGADO
SET      SALARIO= 1.1 * SALARIO
WHERE    DNO = 5;
```

Como a declaração anterior poderia atualizar diversos registros, uma regra que usa semântica no nível de linha, como R2 da Figura 24.2, seria ativada *uma vez para cada linha*, ao passo que uma regra que usa semântica no nível de declaração seria ativada só *uma vez*. O sistema Oracle permite que o usuário escolha qual das duas opções anteriores será usada para cada regra. Se for incluída a cláusula opcional FOR EACH ROW, é criado um gatilho em nível de linha (*row-level*); se omitida, é criado um gatilho em nível de declaração (*statement-level*). Note que as palavras-chave NEW e OLD só podem ser usadas com gatilhos em nível de linha.

Como segundo exemplo, suponha que queiramos verificar sempre se o salário de um empregado é maior que o salário de seu supervisor direto. Vários eventos podem ativar essa regra: inserir um empregado novo, mudar o salário de um empregado ou trocar o supervisor de um empregado. Suponha que a ação seja chamar um procedimento externo INFORM_SUPERVISOR[6], que notificará o supervisor. A regra poderia ser escrita dessa forma como R5 (Figura 24.2b).

A Figura 24.3 mostra a sintaxe para especificar algumas das principais opções disponíveis para gatilhos em Oracle. Descreveremos a sintaxe dos gatilhos no padrão SQL-99 na Seção 24.1.5.

```
<trigger> ::= CREATE TRIGGER <nome gatilho>
              (AFTER | BEFORE) <eventos ativadores> ON <nome da tabela>
              [ FOR EACH ROW ]
              [ WHEN <condicao> ]
              <acoes disparadas> ;
<eventos ativadores>::=<evento ativador> {OR <evento ativador>}
<acao disparada>::=INSERT | DELETE | UPDATE [ OF <nome coluna> {, <nome coluna>} ]
<acao disparada> ::=<PL/SQL block>
```

FIGURA 24.3 Resumo da sintaxe para a especificação de gatilhos no Oracle (apenas pontos principais).

24.1.2 Metas para Projetos e Implementação de Bancos de Dados Ativos

A seção anterior fez uma avaliação de alguns dos principais conceitos para especificar regras ativas. Nesta seção discutiremos alguns assuntos concernentes a como as regras são definidas e implementadas. A primeira preocupação refere-se à ativação, à desativação e ao agrupamento de regras. Além de criar regras, um sistema de banco de dados ativo deveria permitir que os usuários *ativassem*, *desativassem* e *destruíssem* regras recorrendo aos seus nomes. Uma **regra desativada** não será ativada pelo evento ativador. Essa característica permite aos usuários desativarem regras em certos períodos de tempo, quando for necessário. O **comando *activate*** (ativar) fará a regra ser novamente ativada. O **comando *drop*** (derrubar) apaga a regra do sistema. Outra opção é o agrupamento das regras em um **conjunto de regras** (*rule sets*), designado, assim, que um conjunto de regras

5 R1, R2 e R4 também podem ser codificadas sem uma condição. Porém, podem ser mais eficientes se executadas com a condição, uma vez que a ação não será invocada, a menos que seja exigida.

6 Considerando que um procedimento externo apropriado foi declarado. Essa é uma característica agora disponível em SQL.

completo poderá ser ativado, desativado ou destruído. Também é útil ter um comando que possa disparar uma regra, ou um conjunto de regras, por meio de um comando **PROCESS RULES** emitido pelo usuário.

A segunda preocupação é se a ação ativada deveria ser executada *antes*, *depois* ou *simultaneamente* ao evento ativador. Outro assunto relacionado é se a ação que é executada deveria ser considerada uma *transação separada*, ou se deveria fazer parte da mesma transação que ativou a regra. Primeiro, tentaremos categorizar as várias opções. É importante notar que nem todas as opções podem estar disponíveis para um sistema de banco de dados ativo em particular. Na realidade, a maioria dos sistemas comerciais limita-se a oferecer *uma ou duas das opções* que discutiremos agora.

Consideremos que o evento ativador ocorre como parte da execução de uma transação. Deveríamos considerar primeiro as várias opções de como o evento ativador está relacionado à avaliação da condição da regra. A *avaliação da condição* da regra também é conhecida como **consideração da regra**, uma vez que a ação só será executada depois de se considerar se a condição resultará em verdadeiro ou falso. Há três possibilidades principais para consideração de regra:

1. *Consideração imediata*: A condição é avaliada como parte da mesma transação do evento ativador, e é avaliada imediatamente. Esse caso pode ser categorizado em três opções:
   - Avaliar a condição *antes* de executar o evento ativador.
   - Avaliar a condição *depois* de executar o evento ativador.
   - Avaliar a condição *em vez* de executar o evento ativador.
2. *Consideração postergada*: A condição é avaliada ao término da transação que inclui o evento ativador. Nesse caso, pode haver muitas regras ativadas que aguardam a avaliação de suas condições.
3. *Consideração destacada*: A condição é avaliada como uma transação separada, gerada a partir da transação ativadora.

O próximo conjunto de opções se refere ao relacionamento entre a avaliação da condição da regra e a *execução* de sua ação. Aqui, novamente, três opções são possíveis: execução **imediata**, **postergada** e **destacada**. Entretanto, a maioria dos sistemas ativos usa a primeira opção, ou seja, assim que a condição for avaliada, se o resultado for verdadeiro, a ação será executada *imediatamente*.

O sistema Oracle (Seção 24.1.1) usa o modelo de *consideração imediata*, mas permite que o usuário especifique, para cada regra, se as opções *antes* ou *depois* serão usadas na avaliação da condição imediata. Ele também usa o modelo de *execução imediata*. O sistema da STARBURST usa o modelo de *execução postergada* (Seção 24.1.3), que significa que todas as regras ativadas por uma transação esperam até que a transação ativadora termine e emita seu comando COMMIT WORK para depois avaliar as condições da regra.[7]

Outro assunto que diz respeito às regras de banco de dados ativo é a distinção entre *regras no nível das linhas e regras no nível de declaração*. Como as declarações de atualização SQL (que agem como eventos ativadores) podem agir em um conjunto de tuplas, é preciso distinguir se a regra deve ser considerada apenas uma vez, pela *declaração como um todo*, ou se deve ser considerada separadamente, *para cada linha* (quer dizer, tupla) afetada pela declaração. O padrão SQL-99 (Seção 24.1.5) e o sistema Oracle (Seção 24.1.1) permitem que o usuário escolha qual das opções anteriores será usada em cada regra, ao passo que o STARBURST só usa semântica em nível de declaração. Daremos exemplos de como podem ser especificados gatilhos em nível de declaração na Seção 24.1.3.

Uma das dificuldades que podem ter limitado a disseminação do uso de regras ativas, apesar de seu potencial para simplificar banco de dados e desenvolvimento de software, é que não há nenhuma técnica simples para projeto, codificação e verificação de regras. Por exemplo, é bastante difícil verificar se um conjunto de regras é **consistente**, de modo que duas ou mais regras no conjunto não contradigam uma a outra. Também é difícil garantir o **término** de um conjunto de regras sob quaisquer circunstâncias. Para ilustrar rapidamente o problema da finalização, considere as regras da Figura 24.4. Nela, a Regra R1 é disparada por um evento de INSERT na TABELA1 e sua ação consiste em um evento de atualização no ATRIBUTO1 da TABELA2. Porém, o evento ativador da Regra R2 é um evento de UPDATE no ATRIBUTO1 da TABELA2, e sua ação inclui um evento de INSERT na TABELA1. É fácil verificar, nesse exemplo, que essas duas regras podem ativar-se indefinidamente, conduzindo a uma ausência de finalização. Porém, quando são codificadas dezenas de regras, é muito difícil determinar se a finalização está garantida ou não.

Se as regras ativas alcançarem seu potencial, será necessário o desenvolvimento de ferramentas para seu projeto, depuração e monitoramento, que possam ajudar os usuários no projeto e na depuração.

---

7 O STARBURST também permite que o usuário explicite considerações sobre o início da regra por meio de um comando PROCESS RULES.

24.1.3 Exemplos de Regras Ativas em Nível de Declaração no STARBURST

Daremos alguns exemplos para ilustrar como podem ser especificadas as regras no SGBD experimental STARBURST. Isso nos permitirá demonstrar como as regras em nível de declaração podem ser escritas, uma vez que estes são os únicos tipos de regras possíveis em STARBURST.

```
RI: CREATE TRIGGER T1
    AFTER INSERT ON TABELA1
    FOR EACH ROW
            UPDATE TABELA2
            SET ATRIBUTO1=...;

R2: CREATE TRIGGER T2
    AFTER UPDATE OF ATRIBUTO1 ON TABELA2
    FOR EACH ROW
            INSERT INTO TABELA1 VALUES (...);
```

FIGURA 24.4 Exemplo para ilustrar o problema de terminação para regras ativas.

As três regras ativas R1S, R2S e R3S da Figura 24.5 correspondem às primeiras três regras da Figura 24.2, na notação STARBURST e na semântica em nível de declaração. Podemos explicar a estrutura da regra usando a Regra R1S. A declaração CREATE RULE especifica o nome da regra — TOTALSAL1 para R1S. A cláusula ON especifica a relação para a qual a regra será aplicada — EMPREGADO para R1S. A cláusula WHEN é usada para especificar os **eventos** que disparam a regra.[8] A cláusula *opcional* IF — é usada para especificar alguma **condição** que precise ser checada. Finalmente, a cláusula THEN é usada para especificar a **ação** (ou ações) que deve ser realizada, normalmente composta por uma ou mais declarações SQL.

```
R1S: CREATE RULE TOTALSAL1 ON EMPREGADO
     WHEN   INSERTED
     IF     EXISTS(SELECT * FROM INSERTED WHERE DNO IS NOT NULL)
     THEN   UPDATE DEPARTAMENTO AS D
            SET    D.TOTAL_SAL=D.TOTAL_SAL +
                   (SELECT SUM(I.SALARIO) FROM INSERTED AS I WHERE D.DNO =
                   I.DNO)
            WHERE  D.DNO IN (SELECT DNO FROM INSERTED);

R2S: CREATE RULE TOTALSAL2 ON EMPREGADO
     WHEN   UPDATED (SALARIO)
     IF     EXISTS(SELECT * FROM NEW-UPDATED WHERE DNO IS NOT NULL)
            OR     EXISTS(SELECT * FROM OLD-UPDATED WHERE DNO IS NOT NULL)
     THEN   UPDATE DEPARTAMENTO AS D
            SET           D.TOTAL_SAL=D.TOTAL_SAL +
                          (SELECT SUM(N.SALARIO)FROM NEW-UPDATED AS N WHERE
                              D.DNO=N.DNO) -
                          (SELECT SUM(O.SALARIO) FROM OLD-UPDATED AS O WHERE
                              D.DNO=O.DNO)
            WHERE         D.DNO IN (SELECT DNO FROM NEW-UPDATED) OR
                          D.DNO IN (SELECT DNO FROM OLD-UPDATED);

R3S: CREATE RULE TOTALSAL ON EMPREGADO
     WHEN   UPDATED(DNO)
     THEN   UPDATED DEPARTAMENTO AS D
            SET           D.TOTAL_SAL=D.TOTAL_SAL +
                          (SELECT SUM(N.SALARIO) FROM NEW-UPDATED AS N WHERE
                          D.DNO=N.DNO)
```

FIGURA 24.5 Regras ativas que usam semântica em nível de declaração, na notação do STARBURST.

8 Note que a palavra-chave WHEN especifica *eventos* em STARBURST, mas é usada para especificar a *condição* da regra nos gatilhos da SQL e do Oracle.

```
WHERE   D.DNO IN (SELECT DNO FROM NEW-UPDATED);

UPDATE DEPARTAMENTO AS D
SET     D.TOTAL_SAL=D.TOTAL_SAL –
        (SELECT SUM(O.SALARIO) FROM OLD-UPDATED AS O WHERE
            D.DNO=O.DNO)
WHERE   D.DNO IN (SELECT DNO FROM OLD-UPDATED);
```

FIGURA 24.5 Regras ativas que usam semântica em nível de declaração, na notação do STARBURST. (*continuação*)

No STARBURST, os eventos básicos que podem ser especificados como ativadores das regras no padrão SQL são os comandos de atualização: INSERT, DELETE e UPDATE. Eles são especificados pelas palavras-chave INSERTED, DELETED e UPDATED na notação STARBURST. Além disso, o projetista da regra precisa ter um modo para se referir às tuplas que foram modificadas. As palavras-chave INSERTED, DELETED, NEW-UPDATED e OLD-UPDATED são usadas na notação STARBURST para referência às quatro **tabelas de transição** (relações) que contêm as tuplas recentemente inseridas, as tuplas deletadas, as tuplas atualizadas *antes* da atualização e as tuplas atualizadas *depois* da atualização, respectivamente. Obviamente, dependendo dos eventos ativadores, só algumas dessas tabelas de transição estarão disponíveis. O criador da regra pode recorrer a essas tabelas ao escrever a condição e a ação se separa da regra. As tabelas de transição contêm tuplas do mesmo tipo que as da relação especificada na cláusula ON da regra — para R1S, R2S e R3S, essa relação é EMPREGADO.

Na semântica em nível de declaração, o projetista da regra pode recorrer às tabelas de transição apenas como um todo, e a regra só é ativada uma vez; assim, as regras devem ser codificadas diferentemente das que usam semântica em nível de linha. Como podem ser inseridas diversas tuplas de empregado em uma única declaração de inserção, temos de conferir se pelo menos uma das tuplas de empregado recentemente inserida está relacionada a um departamento. Em R1S, a condição

```
EXISTS(SELECT * FROM INSERTED WHERE DNO IS NOT NULL)
```

é checada, e se resultar em verdadeiro, a ação será executada. A ação atualiza em uma única declaração a(s) tupla(s) do DEPARTAMENTO relacionado ao empregado(s) recentemente inserido(s), acrescentando seu(s) salário(s) ao atributo TOTAL_SAL de cada departamento relacionado. Como mais de um empregado recentemente inserido pode pertencer ao mesmo departamento, usamos a função agregada SUM (soma) para assegurar que todos os seus salários sejam somados.

A Regra R2S é semelhante à R1S, mas é disparada por uma operação de UPDATE que atualiza o salário de um ou mais empregados, em vez de por um INSERT. A Regra R3S é ativada por uma atualização no atributo de DNO de EMPREGADO, que representa alteração de função de um ou mais empregados de um para outro departamento. Não há nenhuma condição para R3S, assim, a ação será executada sempre que o evento ativador ocorrer.[9] A ação atualiza ambos os departamentos, o(s) velho(s) e o(s) novo(s), dos empregados designados, acrescentando seus salários ao TOTAL_SAL de cada *novo* departamento e subtraindo-os do TOTAL_SAL de cada *antigo* departamento.

No nosso exemplo, é mais complexo escrever as regras em nível de declaração que em nível de linha, como pode ser visto comparando-se as figuras 24.2 e 24.5. Porém, essa não é uma regra geral; outros tipos de regras ativas podem ser mais fáceis de se especificar usando notação em nível de declaração que em nível de linha.

O modelo de execução de regras ativas usadas no STARBURST é do tipo **consideração postergada**. Quer dizer, todas as regras que forem ativadas dentro de uma transação são colocadas dentro de um conjunto — chamado **conjunto conflito** — o qual não é considerado na avaliação das condições de execução até o término da transação (emitindo um comando COMMIT WORK). O STARBURST também permite que o usuário determine o início da consideração da regra, no meio da transação, por um comando explícito de PROCESS RULES. Como diversas regras devem ser avaliadas, é necessário especificar uma ordem entre elas. A sintaxe da declaração de uma regra em STARBURST permite a especificação da ordem entre as regras de modo a instruir o sistema sobre sua ordenação do conjunto de regras[10]. Além disso, as tabelas de transição — INSERTED (inserido), DELETED (excluído), NEW-UPDATED (anterior à atualização) e OLD-UPDATED (posterior à atualização) — contêm o *efeito líquido* de todas as operações dentro da transação que afetaram cada tabela, pois podem ter sido aplicadas várias operações a cada tabela durante a transação.

---

9 Como nos exemplos de Oracle, as regras R1S e R2S podem ser codificadas sem especificar uma condição. Porém, elas podem ser mais eficientes usando a condição, uma vez que a ação não será invocada a menos que seja necessária.

10 Se não houver ordenação especificada entre um par de regras, o default do sistema se baseia na posição da regra especificada à frente de outra regra.

24.1.4 Aplicações Potenciais para Bancos de Dados Ativos

Discutimos rapidamente algumas das aplicações potenciais de regras ativas. Obviamente, uma importante aplicação é permitir a **notificação** de certos acontecimentos. Por exemplo, um banco de dados ativo pode ser usado para monitorar, digamos, a temperatura de um forno industrial. A aplicação pode inserir periodicamente no banco de dados a temperatura que lê diretamente dos registros de sensores de temperatura e podem ser codificadas regras ativas que são disparadas sempre que um registro de temperatura for inserido, com uma condição que confere se a temperatura excede o nível de perigo, e a ação que aciona um alarme.

Também podem ser usadas regras ativas para **aplicar restrições de integridade**, especificando os tipos de acontecimentos que, eventualmente, podem causar violação às restrições e avaliando as condições apropriadas que conferirão se as restrições serão violadas de fato pelo evento ou não. Conseqüentemente, restrições complexas de aplicação, com freqüência conhecidas como regras empresariais, podem ser aplicadas desse modo. Por exemplo, na aplicação do banco de dados UNIVERSIDADE, uma regra pode monitorar a média de ponto do estudante sempre que uma nova avaliação for informada, e pode alertar o orientador se o GPA (Grau Para Aprovação) de um estudante cair abaixo de certo limiar; outra regra pode conferir se as condições prévias exigidas para um curso são atendidas, antes de permitir a matrícula de um estudante; e assim por diante.

Outras aplicações atendem à **manutenção automática de dados derivados**, como os exemplos das regras R1 a R4, que mantêm o atributo derivado TOTAL_SAL sempre que forem alteradas as tuplas de um empregado em particular. Aplicação semelhante é usar regras ativas para manter a consistência de **visões materializadas** (Capítulo 9) sempre que as relações básicas forem modificadas. Essa aplicação também é pertinente às novas tecnologias de *datawarehouse* (Capítulo 28). Uma aplicação relacionada é manter consistentes **tabelas replicadas**, especificando regras que modifiquem as réplicas sempre que a tabela mestre for modificada.

24.1.5 Gatilhos (Triggers) em SQL-99

Gatilhos no padrão de SQL-99 são bastante semelhantes aos exemplos que discutimos na Seção 24.1.1, com algumas diferenças sintáticas secundárias. Os **eventos** básicos que podem ser especificados para ativação das regras são os comandos de atualização padrão da SQL: INSERT, DELETE e UPDATE. No caso do UPDATE, a pessoa pode especificar os atributos a serem atualizados. São permitidos gatilhos em nível de linha e em nível de declaração, indicados, no gatilho, pelas cláusulas FOR EACH ROW (para cada linha) e FOR EACH STATEMENT (para cada declaração), respectivamente. Uma diferença sintática é que o gatilho pode especificar nomes de variáveis para a tupla nova ou para a antiga, em vez de usar as palavras-chave NEW e OLD, como na Figura 24.1. O gatilho T1 da Figura 24.6 mostra como o gatilho em nível de linha R2, da Figura 24.2a, pode ser especificado em SQL-99. Dentro da cláusula REFERENCING, nomeamos variáveis de tupla (pseudônimos) O e N para referenciar a tupla OLD (antes da modificação) e a tupla NEW (após a modificação), respectivamente. O gatilho T2, na Figura 24.6, mostra como o gatilho em nível de declaração R2S, da Figura 24.5, pode ser especificado em SQL-99. Para um gatilho em nível de declaração, a cláusula REFERENCING é usada para referenciar a tabela que contém todas as tuplas novas (inseridas recentemente ou atualizadas recentemente) como N, ao passo que a tabela que contém todas as tuplas antigas (tuplas deletadas ou tuplas antes de serem atualizadas) será chamada O.

24.2 Conceitos de Banco de Dados Temporais

Bancos de dados temporais, em amplo sentido, cercam todas as aplicações de banco de dados com algum aspecto de tempo na organização de suas informações. Conseqüentemente, são um bom exemplo para ilustrar a necessidade de se desenvolver um conjunto unificado de conceitos para uso dos desenvolvedores de aplicações. Desde o início da utilização de banco de dados, foram desenvolvidas aplicações de banco de dados temporais. Porém, no desenvolvimento dessas aplicações, era deixada, aos projetistas e aos desenvolvedores das aplicações, a função descobrir, projetar, programar e implementar os conceitos de temporalidade de que precisavam. Há muitos exemplos de aplicações onde é preciso manter algum aspecto de informação de tempo no banco de dados. Estas incluem *atendimento médico*, na qual os históricos dos pacientes precisam ser mantidos; *seguridade*, na qual são necessários históricos de acidentes, assim como as informações sobre prazo de validade das apólices; *sistemas de reserva* em geral (hotéis, linhas aérea, aluguel de carros, trem etc.), na qual informações sobre datas e validade de reservas são necessárias; *bancos de dados científicos*, nos quais dados coletados em experiências incluem data e horário em que cada dado foi medido, e assim por diante. Até mesmo os dois exemplos usados neste livro podem ser facilmente ampliados em aplicações temporais. No banco de dados EMPRESA, podemos querer manter o histórico de SALARIO, FUNCAO e PROJETO de cada empregado. No banco de dados UNIVERSIDADE, a temporalidade já está incluída em SEMESTRE e ANO de cada DISCIPLINA de um CURSO; no histórі-

co de cada ESTUDANTE; e informações sobre concessões de pesquisa. Na verdade, é realista concluir que a maioria das aplicações de banco de dados tem um pouco de informação temporal. Os usuários tentam freqüentemente simplificar ou ignorar aspectos temporais pela complexidade que acrescentam às aplicações.

```
T1:   CREATE TRIGGER TOTALSAL1
      AFTER UPDATE OF SALARIO ON EMPREGADO
      REFERENCING OLD ROW AS O, NEW ROW AS N
      FOR EACH ROW
      WHEN (N.DNO IS NOT NULL)
            UPDATE DEPARTAMENTO
            SET TOTAL_SAL = TOTAL_SAL + N.SALARY - O.SALARY
            WHERE DNO = N.DNO;
T2:   CREATE TRIGGER TOTALSAL2
      AFTER UPDATE OF SALARIO ON EMPREGADO
      REFERENCING OLD TABLE AS O, NEW TABLE AS N
      FOR EACH STATEMENT
      WHEN  EXISTS(SELECT * FROM N WHERE N.DNO IS NOT NULL) OR
            EXISTS(SELECT * FROM O WHERE O.DNO IS NOT NULL)
             UPDATE DEPARTAMENTO AS D
             SET D.TOTAL_SAL = D.TOTAL_SAL
             + (SELECT SUM(N.SALARIO) FROM N WHERE D.DNO=N.DNO)
             - (SELECT SUM(O.SALARIO) FROM O WHERE D.DNO=O.DNO)
             WHERE DNO IN ((SELECT DNO FROM N) UNION (SELECT DNO FROM O));
```

FIGURA 24.6 Gatilho T1 que ilustra a sintaxe para definir gatilhos em SQL-99.

Nesta seção introduziremos alguns dos conceitos que foram desenvolvidos para lidar com a complexidade de aplicações de banco de dados temporais. A Seção 24.2.1 apresenta uma avaliação de como o tempo é representado em bancos de dados, os diferentes tipos de informação temporal e algumas das diferentes dimensões de tempo que podem ser necessárias. A Seção 24.2.2 discute como o tempo pode ser incorporado em bancos de dados relacionais. A Seção 24.2.3 fornece algumas opções adicionais para representação do tempo, possíveis em modelos de banco de dados que permitam objetos com estruturas complexas, como os bancos de dados de objetos. A Seção 24.2.4 introduz operações para consultas em bancos de dados temporais e faz breve avaliação da linguagem TSQL2, que expande a SQL com conceitos temporais. A Seção 24.2.5 enfoca séries de dados temporais, tipos de dados muito importantes na prática.

24.2.1 Representação de Tempo, Calendários e Dimensões Temporais

Para os bancos de dados temporais, o tempo é considerado uma *sucessão ordenada* de **pontos**, com alguma **granularidade** que é determinada pela aplicação. Por exemplo, suponha que uma aplicação temporal nunca exija unidades de tempo menores que um segundo. Assim, usando essa granularidade de tempo, cada ponto representa um segundo. Na realidade, cada segundo representa uma (curta) *duração de tempo*, não um ponto, uma vez que pode ser dividido em milissegundos, microssegundos, e assim por diante. Pesquisadores de banco de dados temporais usaram o termo **crono** (***chronon***), em vez de ponto, para descrever a granularidade mínima de uma aplicação em particular. A principal conseqüência de se escolher uma granularidade mínima — digamos, um segundo — é que os eventos que ocorrerem dentro do mesmo segundo serão considerados *eventos simultâneos*, embora, na realidade, possam não sê-lo.

Como não há nenhum início ou fim para o tempo, é preciso um ponto de referência a partir do qual se possam medir pontos específicos de tempo. Vários calendários são utilizados nas diversas culturas (como gregoriano (ocidental), chinês, islâmico, hindu, judeu, cóptico etc.) com pontos de referência diferentes. Um **calendário** organiza o tempo, por conveniência, em diferentes unidades. A maioria dos calendários agrupa 60 segundos em um minuto, 60 minutos em uma hora, 24 horas em um dia (baseado no tempo físico de rotação da Terra ao redor de seu eixo) e 7 dias em uma semana. Além disso, agrupam-se os dias em meses, e os meses, em anos, seguindo fenômenos naturais solares ou lunares, que são geralmente irregulares. No calendário gregoriano, usado na maioria dos países ocidentais, os dias se agrupam em meses de 28, 29, 30 ou 31 dias, e 12 meses se agrupam em um ano. São usadas fórmulas complexas para converter as diferentes unidades de tempo.

Em SQL2, os tipos de dados temporais (Capítulo 8) englobam DATE (especificando Ano, Mês e Dia como YYYY-MM-DD), TIME (especificando Hora, Minuto e Segundo como HH:MM:SS), TIMESTAMP (especificando uma combinação de Date/Time, com opções para subdivisões do segundo, caso seja necessário), INTERVAL (uma duração de tempo relativa, como 10 dias ou

250 minutos) e PERIOD (uma *determinada* duração de tempo, a partir de um ponto inicial fixo, como o período de 10 dias, de 1 de janeiro de 1999, para 10 de janeiro de 1999, inclusive).[11]

Informação de evento contra informação de duração (ou estado). Um banco de dados temporal armazena informações que interessam quando ocorrem determinados eventos, ou quando certos fatos forem considerados verdadeiros. Há vários tipos de informações temporais. **Eventos pontuais** ou **fatos** normalmente são associados, no banco de dados, a um **único ponto de tempo** em alguma granularidade. Por exemplo, o evento de um depósito bancário pode ser associado ao *timestamp* (*marca de tempo*) de quando o depósito foi feito, ou as vendas mensais totais de um produto (fato) podem ser associadas a um mês em particular (digamos, fevereiro de 1999). Note que, embora tais eventos ou fatos possam ter diferentes granularidades, cada um deles é associado a um *único valor de tempo* no banco de dados. Esse tipo de informação é freqüentemente representado por uma **série de dados temporal**, como discutiremos na Seção 24.2.5. Por outro lado, **eventos de duração** ou **fatos** são associados, por exemplo, a um período de tempo específico no banco de dados[12]: um empregado pode ter trabalhado em uma empresa de 15 de agosto de 1993 até 20 de novembro de 1998.

Um **período de tempo** é representado por seu ponto **inicial** e **seu ponto final** [START-TIME, END-TIME]. Por exemplo, o período anterior é representado por [1993-08-15, 1998-11-20]. Tal período de tempo é freqüentemente interpretado como o conjunto de *todos os pontos de tempo* a partir do ponto inicial (*start-time*) até o ponto final (*end-time*), inclusive, em uma granularidade específica. Assim, considerando a granularidade de dia, o período [1993-08-15, 1998-11-20] representa o conjunto de todos os dias de 15 de agosto de 1993 até 20 de novembro de 1998, inclusive.[13]

Tempo válido e dimensões de tempo de transação. Dado um evento ou fato particular, associado a um ponto ou período de tempo no banco de dados, essa associação pode apresentar significados diferentes. A interpretação mais natural é que o tempo associado é aquele em que o evento aconteceu, ou o período durante o qual o fato foi considerado verdadeiro *no mundo real*. Se essa interpretação for usada, o tempo associado é freqüentemente chamado **tempo válido**. Um banco de dados temporal que use essa interpretação é chamado **banco de dados de tempo válido**.

Porém, uma interpretação diferente pode ser usada, onde o tempo associado refere-se ao tempo em que a informação foi de fato armazenada no banco de dados; quer dizer, é o valor do relógio do sistema quando a informação for válida *no sistema*.[14] Nesse caso, o tempo associado é chamado **tempo de transação**. Um banco de dados temporal que use essa interpretação é chamado **banco de dados de tempo de transação**.

Outras interpretações podem ser também pretendidas, mas essas duas são consideradas as mais comuns, e são chamadas **dimensões de tempo**. Em algumas aplicações, é necessária uma única dimensão e, em outras, são necessárias ambas, nesse caso, o banco de dados é chamado **banco de dados de bitemporal**. Se outras interpretações para o tempo forem pretendidas, o usuário pode definir a semântica e programar adequadamente as aplicações, e aí será chamado **tempo definido pelo usuário**.

A próxima seção mostra, com exemplos, como esses conceitos podem ser incorporados a um banco de dados relacional, e a Seção 24.2.3 mostra uma abordagem para incorporar conceitos de temporalidade em bancos de dados de objetos.

24.2.2 Incorporando Tempo em Bancos de Dados Relacionais Usando Versões de Tuplas

Relações de tempo válido. Vejamos agora como podem ser representados os diferentes tipos de bancos de dados temporais no modelo relacional. Primeiro, suponha que quiséssemos um histórico de alterações da forma como ocorrem no mundo real. Considere novamente o banco de dados da Figura 24.1, e consideremos que, para essa aplicação, a granularidade é dia. Então poderíamos converter as duas relações, EMPREGADO e DEPARTAMENTO, em **relações de tempo válidas** adicionando os atributos VST (Tempo de Início Válido — *Valid Start Time*) e VET (Tempo de Término Válido — *Valid End Time*), cujo tipo de dados é DATE, de modo a proporcionar a granularidade dia. Essas relações são mostradas na Figura 24.7a, rebatizadas de EMP_VT e DEPT_VT, respectivamente.

---

11 Infelizmente, a terminologia não foi aplicada de forma consistente. Por exemplo, o termo intervalo é usado muitas vezes para definir determinada duração de tempo. Para consistência, usaremos a terminologia da SQL.

12 Igual a determinada duração de tempo. Também tem sido chamada, com freqüência, de **intervalo de tempo**, mas, para evitar confusão, usaremos **período** para sermos coerentes com a terminologia de SQL.

13 A representação [1993-08-15, 1998-11-20] é chamada *intervalo fechado*. Um *intervalo aberto* também pode ser usado, denotado [1993-08-15, 1998-11-21), onde o conjunto de pontos não inclui o ponto final. Embora essa representação seja, às vezes, mais conveniente, usaremos intervalos fechados para evitar confusões.

14 A explicação é mais complexa, como veremos na Seção 24.2.3.

Considere como a relação EMP_VT difere da relação não-temporal EMPREGADO (Figura 24.1).[15] Em EMP_VT, cada tupla V representa uma **versão** válida das informações de um empregado (no real mundo), apenas durante o período de tempo [V.VST, V.VET], ao passo que, em EMPREGADO, cada tupla representa somente o estado atual ou a versão atual de cada empregado. Em EMP_VT, a **versão atual** de cada empregado normalmente tem um valor especial, *now* (agora), assim como seu tempo de término válido. Esse valor especial, **now**, é uma **variável temporal** que implicitamente representa o tempo corrente à medida que ele corre. A relação não-temporal EMPREGADO incluiria somente as tuplas da relação EMP_VT cujo VET fosse *now*.

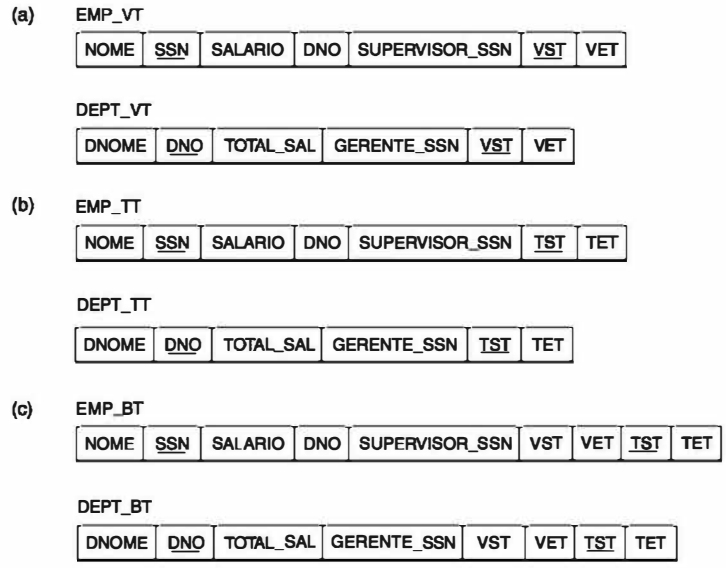


FIGURA 24.7 Tipos diferentes de bancos de dados relacionais temporais. (a) Esquema de banco de dados de tempo válido. (b) Esquema de banco de dados de tempo de transação. (c) Esquema de banco de dados bitemporal.

A Figura 24.8 mostra algumas versões de tuplas das relações de tempo válido EMP_VT e DEPT_VT. Há duas versões de Smith, três versões de Wong, uma versão de Brown e uma versão de Narayan. Podemos ver assim como uma relação de tempo válido se comporta diante da alteração da informação. Sempre que um ou mais atributos de um empregado for **atualizado**, em vez de se sobrepor aos valores antigos, como aconteceria em uma relação não-temporal, o sistema criaria uma nova versão e **encerraria** a versão atual mudando seu VET com o tempo de término. Conseqüentemente, quando o usuário emitir um comando para atualização do salário de Smith, no dia 1º de junho de 2003, para 30 mil dólares uma segunda versão de Smith será criada (Figura 24.8). No instante dessa atualização, a primeira versão de Smith era a versão atual, com *now* como seu VET, mas, depois da atualização, *now* foi mudado para 31 de maio de 2003 (um dia a menos que 1º de junho de 2003, em granularidade de dia), indicando que a versão tornou-se **fechada** ou **histórica** e que a nova (segunda) versão de Smith é agora a atual.

É importante notar que, em uma relação de tempo válida, geralmente o usuário precisa fornecer o tempo válido de uma atualização. Por exemplo, a atualização de salário de Smith pode ter sido feita no banco de dados no dia 15 de maio de 2003, digamos, às 8h52m12s da manhã, embora a mudança de salário no mundo real tenha sido efetivada no dia 1º de junho de 2003. Esta é chamada uma **atualização proativa**, uma vez que é aplicada ao banco de dados *antes* de se tornar efetiva no mundo real. Se a atualização fosse aplicada no banco de dados *depois* de efetivada no mundo real, seria chamada de **atualização retroativa**. Uma atualização aplicada no mesmo tempo em que é efetivada é chamada **atualização simultânea**.

A ação que corresponde a **excluir** um empregado de um banco de dados não-temporal seria a normalmente aplicada a um banco de dados de tempo válido, *fechando a versão atual* do empregado que é removida do banco. Por exemplo, se Smith deixasse a empresa em 19 de janeiro de 2004, isso seria efetivado alterando o VET, da versão atual de Smith, de *now* para 2004-01-19. Na Figura 24.8 não há nenhuma versão atual para Brown porque ele deixou a empresa, presumivelmente, em 2002-08-10, e foi *logicamente removido*. Porém, como o banco de dados é temporal, a informação antiga sobre Brown ainda está lá.

15 Uma relação não-temporal também é chamada **relação instantânea**, à medida que mostra somente o instante atual ou o estado corrente do banco de dados.

A operação para **inserir** um empregado novo corresponderia a *criar a primeira versão de tupla* para aquele empregado, e fazer dela sua versão atual, constando no VST o tempo efetivo (mundo real) de quando o empregado começou a trabalhar. Na Figura 24.8, a tupla de Narayan ilustra isso, pois a primeira versão ainda não foi atualizada.

Note que em uma relação de tempo válida, a *chave não-temporal*, como SSN em EMPREGADO, é única em cada tupla (versão). A chave da nova relação EMP_VT é uma combinação da chave não-temporal e do atributo de tempo de início válido VST,[16] assim usamos (SSN, VST) como chave primária. Isso porque, em qualquer ponto no tempo, deveria haver *no máximo uma versão válida* para cada entidade. Conseqüentemente, a restrição para quaisquer duas versões de tupla representando a mesma entidade não deveria possuir uma *interseção de períodos de tempo válidos* imposta para relações de tempo válido. Note que, se o valor de uma chave primária não-temporal puder ser alterado com o passar do tempo, é importante possuir um **atributo-chave substituto** (*surrogate key attribute*), cujo valor nunca se altera para cada entidade no mundo real, de modo a relacionar todas as suas versões.

EMP_VT

NOME	SSN	SALARIO	DNO	SUPERVISOR_SSN	VST	VET
Smith	123456789	25.000	5	333445555	2002-06-15	2003-05-31
Smith	123458789	30.000	5	333445555	2003-06-01	now
Wong	333445555	25.000	4	999887777	1999-08-20	2001-01-31
Wong	333445555	30.000	5	999887777	2001-02-01	2002-03-31
Wong	333445555	40.000	5	888665555	2002-04-01	now
Brown	222447777	28.000	4	999887777	2001-05-01	2002-08-10
Narayan	666884444	38.000	5	333445555	2003-08-01	now

...

DEPT_VT

DNOME	DNO	GERENTE_SSN	VST	VET
Pesquisa	5	888665555	2001-09-20	2002-03-31
Pesquisa	5	333445555	2002-04-01	agora

...

FIGURA 24.8 Algumas versões de tupla nas relações de tempo válido EMP_VT e DEPT_VT.

Relações de tempo válido mantêm histórico das mudanças basicamente da forma como foram efetivadas no *mundo real*. Conseqüentemente, se todas as mudanças do mundo real forem aplicadas, o banco de dados manterá o histórico dos *estados do mundo real* que foram representados. Porém, como podem ser aplicadas atualizações, inserções e exclusões retroativa ou proativamente, não há nenhum registro do *estado real do banco de dados* em um ponto qualquer do tempo. Se os estados reais do banco de dados forem mais importantes para uma aplicação, então deveriam ser usadas *relações de tempo de transação*.

Relações de tempo de transação. Em um banco de dados de tempo de transação, sempre que uma mudança for aplicada no banco de dados, o **timestamp** da transação que aplicou tal mudança (atualização, exclusão ou inserção) será registrado. Em um banco de dados, na maior parte das vezes, é mais interessante se as alterações forem *simultaneamente* aplicadas — por exemplo, mercado de ações em tempo real ou transações bancárias. Se convertermos o banco de dados não-temporal da Figura 24.1 em uma transação de banco de dados temporal, as duas relações EMPREGADO e DEPARTAMENTO serão convertidas em **relações de tempo de transação** se adicionarmos os atributos TST (Tempo de Início de Transação) e TET (Tempo de Término de Transação), cujo tipo de dados é normalmente TIMESTAMP. Isso é mostrado na Figura 24.7b, onde as relações foram rebatizadas para EMP_TT e DEPT_TT, respectivamente.

Em EMP_TT, cada tupla v representa uma *versão* da informação de um empregado que foi criada em tempo real v.TST e foi (logicamente) removida em tempo real v.TET (pois a informação já não era correta). Em EMP_TT, a *versão corrente* de cada empregado tem normalmente um valor especial, ***uc*** **(Until Changed** — Até mudar), como seu tempo de término de transação, indicando que a tupla representa a informação correta *até que seja mudada* por alguma outra transação.[17] Um banco de dados de

16 Uma combinação da chave não-temporal e do atributo de término de tempo válido VET também poderia ser usada.

17 A variável de *uc* em relações de tempo de transação corresponde à variável *now* das relações de tempo válido. A semântica, entretanto, é ligeiramente diferente.

tempo de transação também tem sido chamado **banco de dados *rollback* (reversão)**[18], porque o usuário poderá reverter o tempo logicamente, do estado atual do banco de dados, a qualquer ponto passado T, recobrando todas as versões da tupla V, no período de tempo de transação [V.TST, V.TET] que incluir o ponto de tempo T.

Relações bitemporais. Algumas aplicações precisam manter o tempo válido e o tempo de transação, levando às **relações bitemporais**. Em nosso exemplo, a Figura 24.7c mostra como as relações não-temporais, EMPREGADO e DEPARTAMENTO, da Figura 24.1 seriam transformadas nas relações bitemporais EMP_BT e DEPT_BT, respectivamente. A Figura 24.9 mostra algumas tuplas dessas relações. Nessas tabelas as tuplas cujo tempo de término de transação TET é *uc* são aquelas que representam a informação válida corrente, ao passo que as tuplas cujo TET é um *timestamp* absoluto são tuplas válidas até (um pouco antes) daquele *timestamp*. Conseqüentemente, as tuplas com *uc* da Figura 24.9 correspondem às tuplas de tempo válido da Figura 24.7. O atributo de início de tempo transação TST em cada tupla é o *timestamp* da transação que criou aquela tupla.

Considere, agora, como uma **operação de atualização** seria implementada em uma relação bitemporal. Nesse modelo de banco de dados bitemporal[19], *nenhum atributo é fisicamente alterado*, em nenhuma tupla, com exceção do atributo de término de tempo de transação TET, com um valor *uc*.[20] Para ilustrar como são criadas as tuplas, considere a relação EMP_BT. A *versão atual* V de um empregado tem *uc* em seu atributo de TET e *now* em seu atributo de VET. Se algum atributo — digamos, SALARIO — for atualizado, então a transação T que executa a atualização deveria ter dois parâmetros: o valor do novo SALARIO e o tempo válido VT, quando o novo salário se tornará efetivo (no mundo real). Considere que VT– seja o ponto de tempo anterior a VT, em determinada granularidade de tempo válido, e que a transação T tenha um *timestamp* TS(T). Assim, as seguintes mudanças físicas seriam aplicadas à tabela EMP_BT:

1. Faça uma cópia V2 da versão atual V; fixe V2.VET para VT –,V2.TST para TS(T), V2.TET para *uc*, e insira V2 em EMP_BT; V2 é uma cópia da versão corrente prévia V *depois que ela estiver encerrada* em um tempo válido VT–.
2. Faça uma cópia V3 da versão atual V; fixe V3.VST para VT, V3.VET para *now*, V3.SALARY para o novo valor salário, V3.TST para TS(T), V3.TET para *uc*, e insira V3 em EMP_BT; V3 representa a nova versão corrente.
3. Fixe V.TET para TS(T), uma vez que a versão atual não representa a informação correta.

EMP_BT

NOME	SSN	SALARIO	DNO	SUPERVISOR_SSN	VST	VET	TST	TET
Smith	123456789	25000	5	333445555	2002-06-15	agora	2002-06-08, 13:05:58	2003-06-04, 08:56:12
Smith	123456789	25000	5	333445555	2002-06-15	1998-05-31	2003-06-04, 08:56:12	uc
Smith	123456789	30000	5	333445555	2003-06-01	agora	2003-06-04, 08:56:12	uc
Wong	333445555	25000	4	999887777	1999-08-20	agora	1999-08-20, 11:18:23	2001-01-07, 14:33:02
Wong	333445555	25000	4	999887777	1999-08-20	1996-01-31	2001-01-07, 14:33:02	uc
Wong	333445555	30000	5	999887777	2001-02-01	agora	2001-01-07, 14:33:02	2002-03-28, 09:23:57
Wong	333445555	30000	5	999887777	2001-02-01	1997-03-31	2002-03-28, 09:23:57	uc
Wong	333445555	40000	5	888665555	2002-04-01	agora	2002-03-28, 09:23:57	uc
Brown	222447777	28000	4	999887777	2001-05-01	agora	2001-04-27, 16:22:05	2002-08-12, 10:11:07
Brown	222447777	28000	4	999887777	2001-05-01	1997-08-10	2002-06-12, 10:11:07	uc
Narayan	666884444	38000	5	333445555	2003-08-01	agora	2003-07-28, 09:25:37	uc
	...							

DEPT_VT

DNOME	DNO	GERENTE_SSN	VST	VET	TST	TET
Pesquisa	5	888665555	2001-09-20	now	2001-09-15, 14:52:12	2001-03-28, 09:23:57
Pesquisa	5	888665555	2001-09-20	1997-03-31	2002-03-28, 09:23:57	uc
Pesquisa	5	333445555	2002-04-01	now	2002-03-28, 09:23:57	uc

FIGURA 24.9 Algumas versões de tupla das relações bitemporais EMP_BT e DEPT_BT.

18 O termo rollback aqui não tem o mesmo significado que *rollback de transação* (Capítulo 19) que ocorre durante a recuperação de atualizações de transação *fisicamente inacabadas*. Pelo contrário, aqui as atualizações podem ser *desfeitas logicamente*, permitindo que o usuário examine o banco de dados, da maneira como ele se encontrava, em um ponto de tempo prévio.

19 Houve muitas propostas para modelos de banco de dados temporais. Estamos descrevendo modelos específicos aqui como exemplos para ilustrar os conceitos.

20 Alguns modelos bitemporais permitem mudar também o atributo VET, mas as interpretaçõesdas tuplas nesses modelos são diferentes.

Como ilustração, considere as primeiras três tuplas V1, V2 e V3 de EMP_BT na Figura 24.9. Antes da atualização do salário de Smith de 25 mil a 30 mil, só V1 estava em EMP_BT e era a versão corrente, e seu TET era *uc*. Uma transação T cujo *timestamp* TS(T) é 2003-06-04,08:56:12 atualizou o salário para 30 mil, com o tempo válido efetivo de 2003-06-01. A tupla V2 é criada, sendo uma cópia de V1, exceto por seu VET, fixado em 2003-05-31, um dia antes que o novo tempo válido, e seu TST é o *timestamp* da transação de atualização. A tupla V3 também é criada, possuindo o novo salário; seu VST é fixado em 2003-06-01 e seu TST também é o *timestamp* da transação de atualização. Finalmente, o TET de V1 é fixado ao *timestamp* da transação de atualização, 2003-06-04,08:56:12. Note que essa é uma atualização retroativa, uma vez que a transação de atualização ocorreu no dia 4 de junho de 2003, embora a mudança de salário tenha sido efetivada no dia 1º de junho de 2003.

De maneira semelhante, quando o salário de Wong e seu departamento são atualizados (ao mesmo tempo) para 30 mil e 5, o *timestamp* da transação de atualização é 2001-01-07,14:33:02 e o tempo válido para efetivação da atualização é 2001-02-01. Conseqüentemente, essa é uma atualização proativa, porque a transação ocorreu no dia 7 de janeiro de 2001, mas a data efetiva era 1º de fevereiro de 2001. Nesse caso, a tupla V4 é substituída logicamente por V5 e V6.

A seguir, ilustraremos como uma **operação de exclusão** seria implementada em uma relação bitemporal, considerando as tuplas V9 e V10 da relação EMP_BT da Figura 24.9. Aqui, o empregado Brown efetivamente deixou a empresa dia 10 de agosto de 2002, e a exclusão lógica é realizada por uma transação T com TS(T)=2002-08-12,10:11:07. Antes disso, V9 era a versão atual de Brown, e seu TET era *uc*. A remoção lógica é implementada fixando V9.TET a 2002-08-12,10:11:07 para invalidá-lo, e criando a versão final V10 para Brown, com seu VET = 2002-08-10 (Figura 24.9). Finalmente, uma operação de suplemento é implementada criando a *primeira versão*, como ilustrado por V11 na mesa de EMP_BT.

Considerações de implementação. Há várias opções para armazenar tuplas em uma relação temporal. É possível armazenar todas as tuplas na mesma tabela, como nas figuras 24.8 e 24.9. Outra opção seria criar duas tabelas: uma para a informação válida corrente e outra para o resto das tuplas. Por exemplo, na relação bitemporal EMP_BT, as tuplas com *uc* para TET e *now* para seu VET poderiam estar em uma relação, a *tabela corrente*, porque são válidas no momento (ou seja, representam a fotografia atual), e todas as outras tuplas estariam em outra relação. Isso permite que o administrador do banco de dados tenha diferentes caminhos de acesso, como índices para cada relação, e mantenha o tamanho da tabela corrente razoável. Outra possibilidade é criar uma terceira tabela para as tuplas cujo TET não seja *uc*.

Outra opção ainda disponível é o *particionamento vertical* da relação temporal em relações separadas. A razão para isso é que, se uma relação tiver muitos atributos, uma versão nova das tuplas inteira será criada sempre que qualquer um dos atributos for atualizado. Se os atributos forem atualizados assincronamente, cada nova versão pode diferir em apenas um único atributo, repetindo, assim, desnecessariamente os outros valores de atributos. Se for criada uma relação separada contendo apenas os atributos que *sempre mudam sincronamente*, com a chave primária replicada em cada relação, é dito que o banco de dados está em **forma normal temporal**. Entretanto, seria necessário combinar a informação com uma variação de junção conhecida por **junção de interseção temporal**, o que geralmente é caro para implementar.

É importante notar que os bancos de dados bitemporais permitem um registro completo de alterações. Até mesmo um registro de correções é possível. Por exemplo, é possível que duas versões de tuplas do mesmo empregado possam ter o mesmo tempo válido, mas valores de atributo diferentes, contanto que os tempos de transação sejam separados. Nesse caso, a tupla com o tempo de transação posterior é uma **correção** da outra versão de tupla. Assim, até mesmo as entradas incorretas podem ser corrigidas pelo tempo válido. O estado incorreto do banco de dados ainda estará disponível, como um estado prévio de banco de dados, com propósito de consulta. Um banco de dados que mantém tal registro completo de mudanças e correções é chamado **banco de dados apenas de inclusão** (***append only database***).

24.2.3 Incorporando Tempo em Bancos de Dados Orientados a Objeto Que Usam Atributo de Versão

A seção anterior discutiu a **abordagem de *versionamento* de tuplas** para implementar bancos de dados temporais. Nessa abordagem, sempre que um valor de atributo for alterado, uma nova versão, inteira, da tupla é criada, apesar de todos os outros valores de atributos serem idênticos à versão anterior da tupla. Uma abordagem alternativa pode ser usada em sistemas de banco de dados que armazenam **objetos estruturados complexos**, como bancos de dados de objetos (capítulos 20 e 21) ou sistemas de objeto-relacional (Capítulo 22). Essa abordagem é chamada **atributo de versão**.[21]

Com o atributo de versão, um único objeto complexo é usado para armazenar todas as alterações temporais do objeto. Cada atributo que muda com o passar do tempo é chamado **atributo tempo-variante**, e tem seus valores de versões, que indicam a passagem do tempo, acrescentando períodos temporais ao atributo. Os períodos temporais podem representar tempo

21 Também podem ser usados atributos de versão no modelo relacional aninhado (Capítulo 22).

válido, tempo de transação, ou bitemporal, de acordo com as exigências da aplicação. Atributos que não mudam são chamados **atributo não-tempo-variante** e não são associados aos períodos temporais. Para ilustrar, considere o exemplo da Figura 24.10, que é um atributo de versão para representação de tempo válido de EMPREGADO que usa a anotação ODL para bancos de dados de objeto (Capítulo 21). Aqui, consideramos que nome e número do seguro social são atributos não-tempo-variantes (não mudam com o passar do tempo), considerando que salário, departamento e supervisor são atributos tempo-variantes (podem mudar com o passar do tempo). Cada atributo tempo-variante é representado por uma lista de tuplas <INICIO_TEMPO_VALIDO, FIM_TEMPO_VALIDO, VALOR>, ordenado pelo tempo válido de início.

Nesse modelo, sempre que um atributo for alterado, o atributo da versão corrente é *fechado* e um **novo atributo de versão**, para esse atributo, será adicionado à lista. Isso permite que os atributos se alterem de modo assíncrono. O valor corrente para cada atributo passa a ter o TEMPO_VALIDO_DE_TERMINO. Ao usar atributo de versão, é útil incluir um atributo temporal de período de vida associado ao objeto cujo valor é um ou mais períodos de tempo válidos, que indicam o tempo válido de existência do objeto inteiro. Logicamente, a exclusão do objeto é implementada fechando-se o período de vida. A restrição de qualquer período de tempo de um atributo dentro de um objeto deveria ser um subconjunto do período de vida ao qual o objeto é submetido.

Para bancos de dados bitemporais, cada atributo de versão teria um tupla com cinco componentes:

<tempo_inicio_valido, tempo_termino_valido, tempo_inicio_trans, tempo_fim_trans, valor>

O período de vida do objeto também incluiria as dimensões de tempo do tempo válido e da transação. Conseqüentemente, a capacidade total do banco de dados bitemporal pode estar disponível por meio do atributo de versão. Mecanismos semelhantes a esses, discutidos anteriormente para atualizar tupla de versões, podem ser aplicados para atualizar atributo de versões.

```
class Temporal_Salary
{
    atribute   Date          inicio_tempo_valido;
    attribute  Date          fim_tempo_valido;
    attribute  float         salario;
};

class Temporal_Dept
{
    attribute  Date          inicio_tempo_valido;
    attribute  Date          fim_tempo_valido;
    attribute  Department_VT dept;
};

class Temporal_Supervisor
{
    attribute  Date          inicio_tempo_valido;
    attribute  Date          fim_tempo_valido;
    attribute  Employee_VT   supervisor;
};
class Temporal_Lifespan;
{
    attribute  Date          inicio_tempo_valido;
    attribute  Date          fim_tempo_valido;
};

class Employee_VT
(   extent  employees)
{
    attribute    list<Temporal_Lifespan>     lifespan;
    attribute    string                      name
    attribute    string                      ssn;
    attribute    list<Temporal_Salary>       sal_history;
    attribute    list<Temporal_Dept>         dept_history;
    attribute    list<Temporal_Supervisor>   supervisor_history;
```

FIGURA 24.10 Possível esquema ODL para uma classe de objetos Empregado_VT temporal de tempo válido usando atributo de versão.

24.2.4 Construtores para Consultas Temporais e Linguagem TSQL2

Já discutimos como modelos de dados poderiam ser ampliados com construtores temporais. Daremos agora uma visão geral de como operações de consultas precisam ser estendidas para buscas temporais. Discutiremos brevemente, então, a linguagem TSQL2, que amplia a SQL para consultas de tempo válido, tempo de transação, e bitemporais em bancos de dados relacionais.

Em bancos de dados relacionais não temporais, as condições típicas para consultas envolvem as condições dos atributos, e são selecionadas tuplas que satisfizerem essas condições entre o conjunto de *tuplas existentes*. Na seqüência, os atributos de interesse para a consulta são especificados por uma *operação de projeção* (Capítulo 5). Por exemplo, na consulta para recobrar os nomes de todos os empregados que trabalham no departamento 5, cujo salário seja maior que 30 mil, a condição de seleção seria:

```
((SALARIO > 30.000) E (DNO = 5))
```

O atributo projetado seria NOME. Em um banco de dados temporal, as condições podem envolver o tempo como atributo adicional. Uma **condição de tempo pura** envolve apenas o tempo — por exemplo, selecionar todas as tuplas de versão de empregado válidas em um certo *ponto de tempo* T, ou aquelas válidas *durante um certo período de tempo* [T1, T2]. Nesse caso, o período de tempo especificado é comparado com o período de tempo válido de cada tupla de versão [T.VST, T.VET], e somente serão selecionadas as tuplas que satisfizerem a condição. É considerado que um período é equivalente ao conjunto de pontos de tempo entre T1 e T2, inclusive, nessas operações, assim as operações de comparação padrão podem ser usadas. Operações adicionais, como se um período de tempo termina *antes* do início de outro, também são necessárias.[22] Algumas das operações mais comuns, usadas nessas consultas, são como as que seguem:

[t.VST, t.VET] **INCLUDES** [t1, t2]	Equivalente a t1 ≥ t.VST AND t2 ≤ t.VET
[t.VST, t.VET] **INCLUDED_IN** [t1, t2]	Equivalente a t1 ≤ t.VST AND t2 ≥ t.VET
[t.VST, t.VET] **OVERLAPS** [t1, t2]	Equivalente a (t1 ≤ t.VET AND t2 ≥ t.VST)[23]
[t.VST, t.VET] **BEFORE** [t1, t2]	Equivalente a t1 ≥ t.VET
[t.VST, t.VET] **AFTER** [t1, t2]	Equivalente a t2 ≤ t.VST
[t.VST, t.VET] **MEETS_BEFORE** [t1, t2]	Equivalente a t1 = t.VET + 1[24]
[t.VST, t.VET] **MEETS_AFTER** [t1, t2]	Equivalente a t2 + 1 = t.VST

Além disso, são necessárias operações para manipular períodos de tempo, como computar a união ou a interseção de dois períodos de tempo. Os resultados dessas operações não podem ser períodos, mas sim **elementos temporais** — uma coleção de um ou mais períodos de tempo *disjuntos*, de tal modo que nenhum dos dois períodos de tempo de um elemento temporal seja diretamente adjacente. Quer dizer, para quaisquer dois períodos de tempo [T1, T2] e [T3, T4], em um elemento temporal, as três condições seguintes devem ser garantidas:

- [T1, T2] *interseção* [T3, T4] é vazio.
- T3 não é o ponto de tempo seguinte a T2, em certa granularidade.
- T1 não é o ponto de tempo seguinte a T4, em certa granularidade.

Essas condições são necessárias para assegurar representações únicas de **elementos temporais**. Se dois períodos de tempo [T1, T2] e [T3, T4] são adjacentes, eles serão combinados em um único período de tempo [T1, T4]. Essa combinação é chamada **fusão** de períodos de tempo. A fusão também combina a interseção de períodos de tempo.

Para ilustrar como podem ser usadas as condições puras de tempo, suponha que um usuário queira selecionar todas as versões de empregado que foram válidas em qualquer ponto durante 2002. A condição de seleção apropriada aplicada à relação da Figura 24.8 seria

[T.VST, T.VET] **OVERLAPS** [2002-01-01, 2002-12-31]

Normalmente, muitas outras seleções temporais são aplicadas à dimensão de tempo válida. Para um banco de dados bitemporal, normalmente aplicam-se condições para as tuplas correntes corretas cujos tempos de fim de transação sejam *uc*. Entretanto, se a consulta precisa ser aplicada a um estado prévio do banco de dados, uma cláusula AS_OF de T é anexada à consulta, que significa que a consulta será aplicada às tuplas de tempo válido que estiverem corretas no banco de dados no tempo T.

---

22 Um conjunto completo de operações, conhecido por **Álgebra de Allen**, foi definido para comparação de períodos de tempo.

23 Essa operação retornará verdadeira se a *interseção* dos dois períodos não for vazia; também é chamada INTERSECTS_WITH.

24 Aqui, 1(um) refere-se a um ponto no tempo com uma granularidade específica. A operação MEETS (encontra) especifica, basicamente, se um período começa logo após o final de outro período.

Além das condições de tempo puras, outras seleções envolvem **condições de tempo e de atributo**. Por exemplo, suponhamos que se deseje recuperar todas as EMP_VT versões de tuplas T dos empregados que trabalharam no departamento 5 durante 2002. Nesse caso, a condição é

([T.VST, T.VET] **OVERLAPS** [2002-01-01, 2002-12-31]) AND (T.DNO = 5)

Finalmente, daremos uma breve visão da linguagem TSQL2, que expande a SQL com construtores para bancos de dados temporais. A principal idéia da TSQL2 é permitir aos usuários especificar se uma relação é temporal (isto é, uma relação padrão SQL) ou não. A declaração CREATE TABLE é expandida pela cláusula *opcional* AS (como) para permitir que os usuários possam declarar diferentes opções temporais. As seguintes opções estão disponíveis:

- AS VALID STATE <GRANULARIDADE> (relação de tempo válido com período de tempo válido)
- AS VALID EVENT <GRANULARIDADE> (relação de tempo válido com ponto de tempo válido)
- AS TRANSACTION (relação de tempo de transação com período de tempo de transação)
- AS VALID STATE <GRANULARIDADE> E TRANSACAO (relação bitemporal, período de tempo válido)
- AS VALID EVENT <GRANULARIDADE> E TRANSACAO (relação bitemporal, ponto de tempo válido)

As palavras-chave STATE e EVENT são usadas para determinar se um *período* ou um *ponto* de tempo está associado à dimensão de tempo válido. Em TSQL2, em vez de o usuário ter de saber como, de fato, as tabelas temporais foram implementadas (conforme discutimos nas seções prévias), a linguagem agrega construtores de linguagem de consultas para especificar vários tipos de seleções temporais, projeções temporais, agregações temporais, transformação de granularidades, e muitos outros conceitos. O livro de Snodgrass *et al.* (1995) descreve a linguagem.

24.2.5 Dados de Séries Temporais

Dados de séries temporais são muito freqüentes em aplicações financeiras, de vendas, e econômicas. Estas envolvem valores de dados que são registrados de acordo com uma sucessão específica e predefinida de pontos no tempo. Conseqüentemente, são um tipo especial de **dados de evento válido**, em que os pontos de tempo de evento são predeterminados de acordo com um calendário fixo. Considere o exemplo do fechamento diário do preço das ações de uma companhia em particular da Bolsa de Valores de Nova York. A granularidade aqui é dia, mas os dias em que o mercado de valores estará aberto são conhecidos (dias de semana e não feriados). Conseqüentemente, é comum especificar um procedimento computational que calcule o **calendário** particular associado a uma série temporal. Consultas comuns a uma certa série envolvem **agregação temporal** sobre um intervalo de granularidade mais alta — por exemplo, achar o valor médio ou máximo *semanal* de fechamento da ação, ou o valor máximo e mínimo de fechamento *mensal* da ação, a partir de informações *diárias*.

Como outro exemplo, considere o valor diário em dólares vendido em cada loja, de uma cadeia de lojas, de uma companhia em particular. Novamente, dados temporais agregados poderiam recuperar informações sobre vendas semanais, mensais, ou anuais, a partir das vendas diárias (usando a função agregada da soma), ou comparando as vendas mensais de uma mesma loja com suas vendas mensais prévias, e assim por diante.

Por causa da natureza especializada das séries de dados temporais, e pela falta de apoio dos SGBDs mais antigos, era comum o uso de **sistema gerenciador de séries temporais** especializado, no lugar do próprio SGBD de propósito geral, para administrar as informações. Em tais sistemas, era comum armazenar valores de séries temporais em ordem seqüencial no arquivo e aplicar procedimentos especializados para séries temporais para analisar as informações. O problema dessa abordagem é que a total potencialidade das linguagens de consulta de alto-nível, como a SQL, não estava disponível nesses sistemas.

Mais recentemente, alguns pacotes de SGBDs comerciais estão oferecendo extensões para séries temporais, como o *datablade* de séries de tempo do Informix Universal Server (Capítulo 22). Além disso, a linguagem TSQL2 proporciona algum suporte para séries temporais na forma de tabelas de eventos.

24.3 Bancos de Dados Multimídias

Como os dois tópicos discutidos nesta seção são muito longos, daremos apenas uma introdução muito breve aos temas. A Seção 24.3.1 introduz bancos de dados espaciais, e a Seção 24.3.2 discute rapidamente os bancos de dados multimídias.

24.3.1 Introdução aos Conceitos de Banco de Dados Espaciais

Os **bancos de dados espaciais** fornecem os conceitos para os bancos de dados que rastreiam objetos em um espaço multidimensional. Por exemplo, bancos de dados cartográficos que armazenam mapas inserem descrições bidimensionais do espaço de seus objetos — de países e estados a rios, cidades, estradas, mares, e assim por diante. Essas aplicações também são conhecidas como Sistemas de Informação Geográficos (GIS — *Geographical Information Systems*), e são usadas em áreas como controle ambiental, atendimento de emergência e gerenciamento bélico. Outros bancos de dados, como os meteorológicos, para informações de tempo, são tridimensionais, dado que relacionam temperaturas e outras informações meteorológicas aos pontos espaciais tridimensionais. Em geral, um banco de dados espacial armazena objetos que têm as características do espaço que os descrevem. Os relacionamentos espaciais entre os objetos são importantes e são freqüentemente necessários para pesquisar o banco de dados. Embora um banco de dados espacial possa recorrer, em geral, a um espaço *n*-dimensional, para qualquer *n*, limitaremos nossa discussão, como ilustração, a duas dimensões.

As principais extensões necessárias nos bancos de dados espaciais são modelos que podem interpretar características de espaço. Além disso, normalmente são necessárias indexações e estruturas de armazenamento especiais para melhorar o desempenho. Primeiro, vejamos algumas das extensões dos modelos de bancos de dados espaciais bidimensionais. As extensões básicas necessárias incluem conceitos geométricos bidimensionais, como pontos, linhas e segmentos de linha, círculos, polígonos e arcos para especificar as características espaciais dos objetos. Além disso, são necessárias operações de espaço para operar os objetos com características de espaço — por exemplo, computar a distância entre dois objeto —, bem como condições de espaço Booleanas — para, por exemplo, verificar se dois objetos se sobrepõem espacialmente. Para ilustrar, considere um banco de dados usado para aplicações de administração de situações de emergência. Seriam necessárias descrições das diversas posições espaciais de muitos tipos de objetos. Alguns desses objetos geralmente têm características espaciais estáticas, como ruas e rodovias, bombas de água (para controle de fogo), delegacias de polícia, postos de bombeiros e hospitais. Outros objetos têm características de espaço dinâmicas que mudam com o passar do tempo, como veículos policiais, ambulâncias ou caminhões de bombeiros.

As seguintes categorias ilustram três tipos de consultas espaciais típicas:

- *Consulta sobre um intervalo*: Encontrar os objetos de um tipo particular que estão dentro de uma determinada área de espaço, ou dentro de uma distância particular de determinado local (por exemplo, encontrar todos os hospitais dentro da cidade de Dallas, ou todas as ambulâncias a cinco milhas do local de um acidente).
- *Consulta do vizinho mais próximo*: Encontrar o objeto, de um tipo particular, mais próximo de certo local (por exemplo, encontrar a radiopatrulha mais próxima de um determinado local).
- *Junções ou sobreposições espaciais*: Normalmente une objetos de dois tipos com base em alguma condição espacial, como os objetos que se cruzam ou se sobrepõem espacialmente ou que estejam dentro de certa distância um do outro (por exemplo, encontrar todas as cidades nas proximidades de uma rodovia principal, ou todas as casas que estão a duas milhas de um lago).

Para esses e outros tipos de consultas serem respondidos com eficácia, são necessárias técnicas especiais para indexação espacial. Uma das melhores técnicas conhecidas é o uso de **árvore-R (R-trees)** e suas variáveis. Árvores-R agrupam objetos que estão em certa proximidade física de espaço fechado nos mesmos nodos de folhas de um índice estruturado em árvore. Dado que um nodo de folha pode apontar apenas um certo número de objetos, serão necessários algoritmos para dividir o espaço em subespaços retangulares que incluam esses objetos. Os critérios típicos para dividir o espaço compreendem a minimização das áreas do retângulo, uma vez que isso levaria a um refinamento mais rápido do espaço de procura. Problemas, como ter objetos com sobreposição de área, são controlados de modos diferentes pelas diversas variáveis de árvores-R. Os nodos internos de árvores-R são associados a retângulos cuja área cobre todos os retângulos em sua subárvore. Conseqüentemente, as árvores-R podem facilmente responder a consultas como encontrar todos os objetos em uma determinada área, limitando a procura nessas subárvores, cujos retângulos cruzam com a área dada pela consulta.

Outras estruturas de armazenamento de espaço incluem as árvores quadráticas (**quadtrees**) e suas variáveis. As **árvores quadráticas** geralmente dividem cada área espacial ou subespaços em áreas de igual tamanho, e seguem com as subdivisões de cada subespaço para identificar as posições dos vários objetos. Recentemente, foram propostas muitas outras estruturas de acesso espacial, e esta ainda é uma área de pesquisa ativa.

24.3.2 Introdução aos Conceitos de Banco de Dados de Multimídias

Bancos de dados multimídia possuem características que permitem aos usuários armazenar e consultar tipos diferentes de informação multimídias que compreendem *imagens* (como fotografias ou desenhos), *vídeos* (como filmes, documentários ou ví-

deos caseiros), *gravações* (como canções, mensagens telefônicas ou falas) e *documentos* (como livros ou artigos). Os principais tipos de consultas necessárias aos bancos de dados envolvem localização de fontes multimídias que contenham objetos de interesse. Por exemplo, o usuário pode querer localizar todos os vídeos que tragam imagens de uma certa pessoa contidas em um banco de dados, digamos Bill Clinton. Pode também querer recuperar vídeos por assuntos, como os gols de uma partida de futebol ou aqueles feitos por determinado jogador ou time.

Os tipos anteriores de consultas são chamados **recuperação baseada em conteúdo**, porque a fonte multimídia está sendo recobrada com base em certo objeto ou fato contido. Conseqüentemente, um banco de dados multimídia deve usar algum modelo para organizar e indexar as fontes multimídias segundo seus conteúdos. *Identificar os conteúdos* de fontes multimídias é uma tarefa difícil e demorada. Há duas abordagens principais. A primeira se baseia na **análise automática** das fontes multimídia para identificar certas características matemáticas de seus conteúdos. Essa abordagem emprega diferentes técnicas que dependem do tipo da fonte multimídia (imagem, texto, vídeo ou áudio). A segunda abordagem depende da **identificação manual** dos objetos e atividades de interesse em cada fonte multimídia, do uso dessa informação para indexar as fontes. Essa abordagem pode ser aplicada a todas as diferentes fontes multimídias, mas requer uma fase de pré-processamento manual, na qual uma pessoa tem de esquadrinhar cada fonte multimídia para identificar e catalogar os objetos e fatos contidos, de modo que eles possam ser usados para indexar essas fontes.

Na seqüência desta seção, discutiremos rapidamente algumas das características de cada tipo de fonte multimídia: imagens, vídeo, áudio e texto, nessa ordem.

Uma **imagem** é, normalmente, armazenada ou em forma pura, como um conjunto de pixels ou por valores de células, ou em forma comprimida para economizar espaço. O *descritor de forma* de imagem descreve a forma geométrica da imagem pura, que geralmente é um retângulo de **células** de determinada largura e altura. Conseqüentemente, cada imagem pode ser representada por uma grade de m por n células. Cada célula contém um valor de pixel que descreve seu conteúdo. Em imagens tipo branco-e-preto, o pixel pode ser um bit. Em imagens em escala de cinza ou coloridas, um pixel é composto por diversos bits. Como as imagens podem exigir grandes quantidades de espaço, elas normalmente são armazenadas em forma comprimida. Padrões de compressão, como GIF ou JPEG, usam diversas transformações matemáticas para reduzir o número de células armazenadas preservando suas principais características. A transformação matemática usada pode compreender a Transformada Discreta de Fourier (DFT), Transformada Discreta do Co-seno (DCT) e a transformada *wavelet*.

Para identificar objetos de interesse em uma imagem, esta normalmente é dividida em segmentos homogêneos que usam um *predicado de homogeneidade*. Por exemplo, em uma imagem de cor, células adjacentes umas das outras e que têm valores de pixel próximos são agrupadas em um segmento. O predicado de homogeneidade define as condições para se agrupar essas células automaticamente. Conseqüentemente, a segmentação e a compressão podem identificar as principais características de uma imagem.

Uma consulta típica em um banco de dados de imagens poderia ser a localização de imagens que forem semelhantes a uma determinada imagem. A imagem em consulta poderia ser um segmento isolado que contenha, digamos, um padrão de interesse, e a consulta irá localizar outras imagens que contiverem aquele mesmo padrão. Há duas técnicas principais para esse tipo de procura. A primeira abordagem usa uma **função distância** para comparar a imagem em consulta com as imagens armazenadas e seus segmentos. Se o valor distância devolvido for pequeno, a probabilidade de coincidência é alta. Poderão ser criados índices para juntar imagens armazenadas que forem próximas nas medidas, de modo a limitar o espaço de procura. A segunda abordagem, chamada **abordagem de transformação**, mede a semelhança entre imagens por um pequeno número de transformações, que podem adaptar as células de uma imagem para batimento com outra imagem. Transformações compreendem rotações, traduções e escalamento. Embora a segunda abordagem seja mais genérica, ela é mais demorada e difícil.

Uma **fonte de vídeo** é representada tipicamente por uma sucessão de quadros, onde cada um é uma imagem estática. Porém, no lugar de identificar objetos e fatos em cada um dos quadros individualmente, o vídeo é dividido em **segmentos**, e cada segmento é composto de uma sucessão de quadros contíguos que englobam os mesmos objetos/fatos. Cada segmento é identificado por seus quadros iniciais e finais. Podem ser usados objetos e fatos identificados em cada segmento de vídeo para indexar os segmentos. Uma técnica de indexação chamada *árvore de segmento de quadros* (*frame segment tree*) foi proposta para indexar vídeos. O índice engloba tanto objetos, como pessoas, casas, carros, quanto fatos, como uma pessoa fazendo um discurso ou duas pessoas *conversando*. Os vídeos são também freqüentemente comprimidos por algum padrão como MPEG.

Uma **fonte texto/documento** é basicamente o texto cheio de algum artigo, livro ou revista. Essas fontes são normalmente indexadas, identificando-se as palavras-chave e suas freqüências relativas. Entretanto, serão eliminadas palavras de preenchimento nesse processo. Como poderia haver muitas palavras-chave para indexar um conjunto de documentos, foram desenvolvidas técnicas para reduzir esse número a somente aquelas palavras-chave relevantes à coleção. Uma técnica chamada *decomposições a valores singulares* (SVD — *singular value decompositions*), baseada em transformações de matrizes, pode ser usada para esse fim. Uma técnica de indexação chamada árvore de vetor telescópio, ou árvores TV, pode ser usada para agrupar documentos similares.

Fontes de áudio compreendem registro de mensagens armazenadas, como discursos, palestras, ou mesmo escutas, que registram conversas ou mensagens telefônicas por ordem judicial. Aqui podem ser usadas transformações discretas para identificar as principais características da voz de uma pessoa, de modo a obter semelhança com base em indexação e recuperação. Características de áudio compreendem ruído, intensidade, dispersão e pureza.

24.4 Introdução aos Bancos de Dados Dedutivos

24.4.1 Visão Geral de Bancos de Dados Dedutivos

Em um sistema de banco de dados dedutivo, especificamos regras, normalmente por meio de alguma **linguagem declarativa** — uma linguagem na qual especificamos o que realizar em vez de como realizar. Uma **máquina de inferência** (ou um **mecanismo de dedução**) dentro do sistema pode deduzir fatos novos do banco de dados interpretando essas regras. O modelo usado em bancos de dados dedutivos está intimamente relacionado ao modelo de banco de dados relacional, e particularmente ao formalismo do cálculo relacional de domínio (Seção 6.6). Está também relacionado ao campo da **programação lógica** e à linguagem **Prolog**. Os bancos de dados dedutivos trabalham, como um ponto de partida, com base na lógica usada pela Prolog. Uma variação da Prolog, chamada **Datalog**, é usada para definir regras de modo declarativo, em conjunção com um conjunto já existente de relações, as quais são, elas próprias, tratadas como literais na linguagem. Embora a estrutura da linguagem Datalog se assemelhe à Prolog, sua semântica operacional — isto é, como um programa Datalog será executado — é diferente.

Um banco de dados dedutivo usa dois tipos principais de especificações: fatos e regras. Os **fatos** são especificados de modo semelhante à especificação das relações, exceto pelo fato de a inclusão dos nomes dos atributos não ser necessária. Relembre que uma tupla, em uma relação, descreve algum fato do mundo real — cujo significado é, em parte, determinado pelos nomes dos atributos. Em um banco de dados dedutivo, o significado de um valor de atributo em uma tupla somente é determinado por sua *posição* dentro da tupla. As **regras** se parecem com visões relacionais. Elas especificam relações virtuais que não são armazenadas de fato, mas que podem ser formadas dos fatos, aplicando mecanismos de inferência baseados nas especificações das regras. A principal diferença entre as regras e as visões é que as regras podem envolver recursão, e conseqüentemente podem render relações virtuais, as quais não podem ser definidas em termos de visões relacionais básicas.

A evolução dos programas Prolog está baseada em uma técnica chamada *encadeamento retroativo* (*backward chaining*), que implica uma avaliação *top-down* de metas. Nos bancos de dados dedutivos que usam Datalog, foi dada atenção especial para o controle de grandes volumes de dados armazenados em um banco de dados relacional. Conseqüentemente, foram criadas técnicas de evolução que se assemelham às *bottom-up*. A Prolog sofre limitações pelo fato de que a ordem das especificações dos fatos e regras é significativa para a evolução; além disso, a ordem das literais (definidas na Seção 24.4.3) dentro de uma regra é significante. As técnicas de execução dos programas Datalog tentam evitar esses problemas.

24.4.2 Notação de Prolog/Datalog

A notação usada em Prolog/Datalog tem por base proporcionar predicados com nomes únicos. Um **predicado** tem um significado implícito que é sugerido pelo seu nome e por um número fixo de **argumentos**. Se os argumentos têm todos valores constantes, o predicado simplesmente indica que um certo fato é verdadeiro. Entretanto, se o predicado tiver variáveis como argumentos será considerado uma consulta, ou parte de uma regra ou restrição. Ao longo deste capítulo adotaremos a convenção da Prolog em que todos os **valores constantes** de um predicado ou são numéricos ou são cadeias de caracteres; eles são representados por identificadores (ou nomes) começando somente por letras minúsculas, ao passo que **nomes variáveis** sempre começam com uma *letra maiúscula*.

Considere o exemplo mostrado na Figura 24.11, que está baseado no banco de dados relacional da Figura 5.6, mas em uma forma muito simplificada. Há três nomes de predicado: *supervisiona*, *superior* e *subordinado*. O predicado `supervisiona` é definido por um conjunto de fatos, cada um dos quais tem dois argumentos: um nome de supervisor, seguido pelo nome de um supervisionado *direto* (o subordinado) daquele supervisor. Esses fatos correspondem aos dados correntes armazenados no banco de dados, e eles podem ser considerados constituintes do conjunto de tuplas da relação SUPERVISIONA com dois atributos cujo esquema é

```
SUPERVISIONA (Supervisor, Subordinado)
```

Assim, `supervisiona(X,Y)` determina o fato de 'X supervisionar Y'. Note a omissão do nome do atributo na notação Prolog. Os nomes dos atributos só são representados pela posição de cada argumento no predicado: o primeiro argumento representa o supervisor, e o segundo representa um subordinado direto.

Os outros dois nomes de predicados são definidos mediante regras. A contribuição principal dos bancos de dados dedutivos é a habilidade para especificar regras recursivas e proporcionar uma estrutura para deduzir informações novas baseadas nas regras especificadas. Uma regra é da forma **cabeça :- corpo** onde :- é lido como 'se e somente se'. Uma regra normalmente tem à esquerda do símbolo :- um **predicado único — chamado lado da cabeça** ou **à esquerda** (LHS — *left-hand side*) ou **conclusão** da regra — e **um ou mais predicados** à direita do símbolo :- — chamado **corpo** ou **lado direito** (RHS — *right-hand side*) ou **premissa(s)** da regra. Um predicado que possui constantes como argumentos é chamado **fundamentado** (*ground*); também nos referimos a ele como um **predicado instanciado**. Os argumentos dos predicados, que normalmente aparecem em uma regra, compreendem um conjunto de símbolos de variáveis, embora os predicados também possam conter constantes como argumentos. Uma regra especifica que, se uma atribuição em particular ou **grupo conectado** (*binding*) de valores constantes às variáveis no corpo (predicados à direita — RHS) tornar *todos* os predicados RHS **verdadeiros**, também tornará a cabeça (predicados à esquerda — LHS) verdadeira usando a mesma atribuição de valores constantes às variáveis. Conseqüentemente, uma regra proporciona um modo de gerar novos fatos, que são instanciações da cabeça da regra. Esses novos fatos são baseados nos fatos já existentes, correspondentes às instanciações (ou ligações) dos predicados do corpo da regra. Note que, relacionando diversos predicados no corpo de uma regra, aplicamos implicitamente o **operador lógico and** (e) para esses predicados. Conseqüentemente, as vírgulas entre os predicados à direita (RHS) podem ser lidas como 'e'.

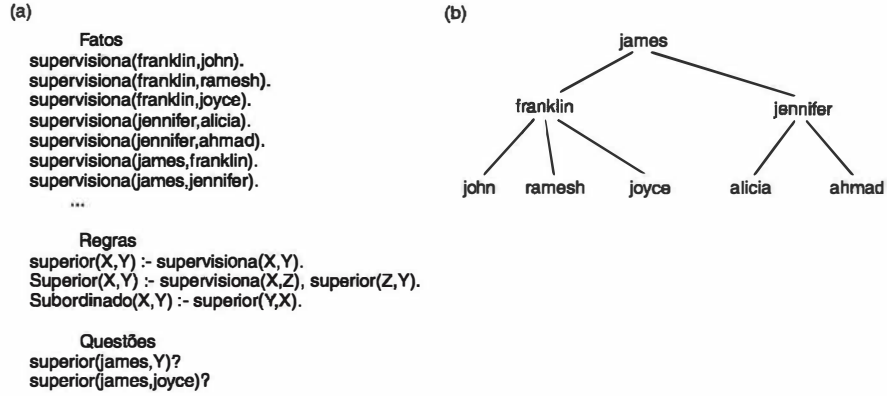


FIGURA 24.11 (a) Notação Prolog. (b) Árvore de supervisão.

Considere a definição do predicado `superior` na Figura 24.11, cujo primeiro argumento é o nome de um empregado e o segundo argumento é o empregado, subordinado *direto* ou *indireto* do primeiro. Por *subordinado indireto*, referimo-nos ao subordinado de algum subordinado em qualquer número de níveis. Assim, `superior(X,Y)` representa o fato que "X é um superior de Y", com supervisão direta ou indireta. Podemos escrever duas regras que, juntas, especificam um novo predicado. A primeira, sob as Regras estabelecidas na figura, indica que, para todo valor de X e Y, se `supervisiona(X,Y)` — corpo da regra — for verdadeiro, então `superior(X,Y)` — a cabeça da regra — também o será, desde que Y seja um subordinado direto de X (um nível abaixo). Essa regra pode ser usada para gerar todos os relacionamentos superior/subordinados diretos, por meio dos fatos que definem o predicado supervisiona. A segunda regra recursiva estabelece que, se `supervisiona(X, Z)` *e* `superior(Z, Y)` forem *ambos* verdadeiros, então `superior(X,Y)` também é verdadeiro. Esse é um exemplo de **recursividade de uma regra**, em que o predicado do corpo de uma regra RHS é igual ao predicado da cabeça de uma regra LHS. Em geral, o corpo de regra define várias premissas, tal que, se eles forem todos verdades, podemos deduzir que a conclusão na cabeça de regra também é verdade. Note que, se tivermos duas (ou mais) regras com a mesma cabeça (predicado LHS), será equivalente dizer que o predicado é verdadeiro (isto é, que pode ser instanciado) se *qualquer um* dos dois corpos for verdadeiro; conseqüentemente, é equivalente à operação **or (ou) lógico**. Por exemplo, se tivermos duas regras `X :- Y` e `X :- Z`, elas serão equivalentes a uma regra `X :- Y or Z`. A última forma, porém, não é usada em sistemas dedutivos, porque não está no formato padrão de regra, chamada cláusula Horn[25], como discutiremos na Seção 24.4.4.

Um sistema de Prolog contém diversos predicados **embutidos (*built-in*)**, interpretados diretamente pelo sistema. Estes normalmente compreendem tipicamente o operador de comparação de igualdade `= (X,Y)`, que retorna verdadeiro se X e Y

25 Homenagem ao matemático Alfred Horn.

forem idênticos, e que também pode ser escrito como X=Y, conforme o padrão de notação.[26] Outros operadores de comparação para números, como <, < =, >, e > =, podem ser tratados como predicados binários. Funções aritméticas como +, –, * e / podem ser usadas como argumentos em predicados Prolog. Em contraste, Datalog (básico) *não* permite funções como operações aritméticas como argumentos; de fato, essa é um das principais diferenças entre Prolog e Datalog. Porém, foram propostas extensões posteriores à Datalog para incluir tais funções.

Uma **consulta** normalmente envolve um símbolo de predicado, com alguns argumentos variáveis, e seu significado (ou 'resposta') é deduzir todas as possíveis combinações constantes que, quando **carregadas** (***bound*** — designadas, assinaladas) nas variáveis, possam fazer o predicado verdadeiro. Por exemplo, a primeira consulta da Figura 24.11 solicita os nomes de todos os subordinados de 'James', em qualquer nível. Um tipo de consulta diferente, que tenha somente símbolos constantes como argumentos, devolverá verdadeiro ou falso como resultado, dependendo se os argumentos fornecidos puderem ser deduzidos a partir dos fatos e regras. Por exemplo, a segunda consulta da Figura 24.11 retornará verdadeiro, desde que `superior(james, joyce)` possa ser deduzido.

24.4.3 Notação Datalog

Em Datalog, assim como em outras linguagens baseadas em lógica, um programa é construído a partir de objetos básicos chamados **fórmulas atômicas**. É comum definir a sintaxe das linguagens baseadas em lógica descrevendo-a a partir de fórmulas atômicas, identificando como elas podem ser combinadas para formar um programa. Em Datalog, as fórmulas atômicas são **literais** do tipo $p(a_1, a_2, \ldots, a_n)$, em que p é o nome do predicado e n é o número de argumentos do predicado p. Cada símbolo de predicado pode ter números diferentes de argumentos, e o número de argumentos n do predicado p às vezes é chamado **aridade** ou **grau** de p. Os argumentos podem ser valores constantes ou nomes de variáveis. Como mencionado anteriormente, usamos como convenção que valores constantes ou são numéricos ou começam com um caracter *minúsculo*, considerando que nomes variáveis sempre começam com um caracter *maiúsculo*.

Vários **predicados embutidos** em Datalog também podem ser usados para construir fórmulas atômicas. Os predicados embutidos são de dois tipos principais: os predicados de comparação binária `<(less - menor)`, `<= (less_or_equal - menor ou igual)`, `> (greater - maior)` e `>= (greater_or_equal - maior ou igual)` sobre domínios ordenados; e os predicados de comparação `= (equal - igual)` e `/ = (not_equal - desigual)` sobre domínios ordenados ou desordenados. Eles podem ser usados como predicados binários com a mesma sintaxe funcional de outros predicados — por exemplo, escrever `less (X, 3)` —, ou podem ser especificados usando a notação fixa habitual `X < 3`. Note que, como os domínios desses predicados são potencialmente infinitos, nas definições de regra, devem ser usados com cuidado. Por exemplo, o predicado `greater(X, 3)`, se usado sozinho, gera um conjunto infinito de valores para `X` que satisfaça o predicado (todo número inteiro maior que 3).

Um **literal** ou é uma fórmula atômica, como definido anteriormente — chamado **literal positivo** —, ou é uma fórmula atômica precedida por **not (não)**. O último é uma fórmula atômica negativa, chamada **literal negativo**. Programas Datalog podem ser considerados um *subconjunto* das fórmulas de **cálculo de predicado**, parecidas com as fórmulas do cálculo relacional de domínio (Seção 6.7). Porém, em Datalog, essas fórmulas são primeiro convertidas no que é conhecido por **forma clausal** para depois serem expressas em Datalog; e somente fórmulas em um tipo específico de forma clausal, chamadas clauses de Horn, podem ser usadas em Datalog.

24.4.4 Forma Clausal e Cláusulas de Horn

Voltemos à Seção 6.6, em que uma fórmula no cálculo relacional é uma condição que inclui predicados chamados *átomos* (baseado nos nomes das relações). Além disso, uma fórmula pode ter quantificadores — isto é, o *quantificador universal* (para tudo) e o *quantificador existencial* (que existe). Em uma forma clausal, uma fórmula deve ser transformada em outra fórmula com as seguintes características:

- Todas as variáveis na fórmula são universalmente quantificáveis. Conseqüentemente, não é necessário explicitamente inserir (em tudo) quantificadores universais; os quantificadores são afastados, e todas as variáveis na fórmula são quantificadas *implicitamente* pelo quantificador universal.
- Na forma clausal, a fórmula é composta por várias cláusulas, e cada **cláusula** é composta por vários *literais* conectados somente por conetivos lógicos OR (ou). Conseqüentemente, cada cláusula é uma *disjunção* de literais.
- As *cláusulas* são conectadas somente por conetivos lógicos AND (e), para compor uma fórmula. Daí, a *forma clausal de uma fórmula* ser uma *conjunção* de cláusulas.

26 Um sistema de Prolog tem, normalmente, vários predicados de igualdade com interpretações diferentes.

Pode-se demonstrar que *qualquer fórmula pode ser convertida em forma clausal*. Para nossos propósitos, estamos interessados principalmente na forma das cláusulas individuais, cada uma das quais é uma disjunção de literais. Relembre que literais podem ser literais positivas ou literais negativas. Considere uma cláusula da forma:

$$\text{not}(P_1) \text{ OR not}(P_2) \text{ OR} \ldots \text{OR not}(P_n) \text{ OR } Q_1 \text{ OR } Q_2 \text{ OR} \ldots \text{OR } Q_m \quad (1)$$

Essa cláusula tem *n* literais negativos e *m* literais positivas. Tal cláusula pode ser transformada na seguinte fórmula lógica equivalente:

$$P_1 \text{ AND } P_2 \text{ AND} \ldots \text{AND } P_n => Q_1 \text{ OR } Q_2 \text{ OR} \ldots \text{OR } Q_m \quad (2)$$

onde => é o símbolo **implica**. As fórmulas (1) e (2) são equivalentes, o que significa que seus valores verdadeiros serão sempre os mesmos. Isso porque, se todos os literais P_i (i = 1, 2. . . , n) forem verdadeiros, a fórmula (2) será verdadeira somente se pelo menos um dos Q_i's for verdadeiro, que é o significado do símbolo => (implica). Para a fórmula (1), se todos os literais P_i (i = 1, 2. . . , n) forem verdadeiros, suas negações serão todas falsas; assim, no caso da fórmula (1), ela somente será verdadeira se pelo menos um dos Q_i's for verdadeiro. Em Datalog, as regras são expressas por uma forma restrita de cláusulas, chamada **cláusulas de Horn**, nas quais uma cláusula pode conter *no máximo um* literal positivo. Conseqüentemente, uma cláusula de Horn possui uma das seguintes formas

$$\text{not}(P_1) \text{ OR not}(P_2) \text{ OR} \ldots \text{OR not}(P_n) \text{ OR } Q \quad (3)$$

ou da forma

$$\text{not}(P_1) \text{ OR not}(P_2) \text{ OR} \ldots \text{OR not}(P_n) \quad (4)$$

A cláusula de Horn em (3) pode ser transformada na cláusula

$$P_1 \text{ AND } P_2 \text{ AND} \ldots \text{AND } P_n => Q \quad (5)$$

que, em Datalog, é escrita como a seguinte regra

$$Q :- P_1, P_2, \ldots, P_n. \quad (6)$$

A cláusula de Horn em (4) pode ser transformada em

$$P_1 \text{ AND } P_2 \text{ AND} \ldots \text{AND } P_n => \quad (7)$$

que é escrita, em Datalog, como segue:

$$P_1, P_2, \ldots, P_n. \quad (8)$$

Uma regra Datalog, como a (6), é conseqüentemente uma cláusula de Horn, e seu significado, baseado na fórmula (5), é que se todos os predicados P_1 e P_2 e. . . e P_n forem verdadeiros para todos os valores de suas variáveis de argumentos, então Q também será verdadeira e, conseqüentemente, poderá ser inferida. A expressão Datalog (8) pode ser considerada uma restrição de integridade em que todos os predicados devem ser verdadeiros para satisfazer a consulta.

Em geral, uma consulta Datalog consiste em dois componentes:

- Um programa Datalog, que é um conjunto finito de regras.
- Um $P(X_1, X_2, \ldots, X_n)$, no qual cada X_i é uma variável ou uma constante.

Um sistema Prolog ou Datalog tem uma **máquina de inferência** interna que pode ser usada para processar e computar os resultados de tal consulta. A máquina de inferência Prolog normalmente retorna um resultado de cada vez para uma consulta (isto é, um conjunto de valores para as variáveis da consulta) e deve ser reativada para devolução de resultados adicionais. De maneira contrária, Datalog devolve um conjunto de resultados por vez.

24.4.5 Interpretações de Regras

Há duas alternativas principais para interpretar o significado teórico das regras: *prova-teórica* e *modelo-teórico*. Em sistemas práticos, o mecanismo de inferência dentro de um sistema define a interpretação exata que pode não coincidir com nenhuma das duas interpretações teóricas. O mecanismo de inferência é um procedimento computacional e, conseqüentemente, proporciona uma interpretação computacional do significado das regras. Nesta seção, discutiremos primeiro as duas interpretações teóricas. Serão brevemente discutidos, então, mecanismos de inferência como um modo de definir o significado de regras.

Na interpretação **prova-teórica** de regras, consideramos que os fatos e as regras sejam declarações verdadeiras, ou **axiomas**. **Axiomas fundamentais** não contêm nenhuma variável. Os fatos são axiomas fundamentais tidos como verdadeiros. As regras são chamadas **axiomas dedutivos**, desde que possam ser usadas para deduzir fatos novos. Os axiomas dedutivos podem ser usados para construir provas, que derivam fatos novos de fatos existentes. A Figura 24.12 mostra, por exemplo, como provar `superior(james, ahmad)` a partir de regras e fatos fornecidos pela Figura 24.11. A interpretação prova-teórica nos dá uma abordagem processual ou computacional para computar uma resposta à consulta Datalog. O processo de provar se certo fato (teorema) se comprova é conhecido como *prova do teorema*.

```
1. superior(X,Y) :- supervisiona(X,Y).                (regra 1)
2. superior(X,Y) :- supervisiona(X,Z), superior(Z,Y).  (regra 2)
3. supervisiona(jennifer,ahmad).                      (axioma fundamenta, dado)
4. supervisiona(james,jennifer).                      (axioma fundamenta, dado)
5. superior(jennifer,ahmad).                          (aplicar a regra 1 em 3)
6. superior(james,ahmad).                             (aplicar a regra 2 em 4 e 5)
```

FIGURA 24.12 Provando um fato novo.

O segundo tipo de interpretação é chamado **modelo-teórica.** Nele, dado um domínio finito ou infinito de valores constantes[27], atribuímos a um predicado todas as combinações possíveis de valores como argumentos. Temos de determinar então se o predicado é verdadeiro, ou falso. Em geral, é suficiente especificar as combinações de argumentos que tornam o predicado verdadeiro, e estabelecer que todas as outras combinações tornam o predicado falso. Se isso for determinado para todos os predicados, isso é chamado uma **interpretação** do conjunto de predicados. Por exemplo, considere a interpretação mostrada na Figura 24.13 para os predicados `supervisiona` e `superior`. Essa interpretação atribui um valor verdadeiro (verdadeiro ou falso) para toda possível combinação de valores dos argumentos (de um domínio finito) dos dois predicados.

Uma interpretação é chamada **modelo** para um *conjunto específico de regras* se essas regras *sempre* forem *verdadeiras* sob tal interpretação; isto é, para quaisquer valores atribuídos às variáveis nas regras, as cabeças das regras serão verdadeiras quando substituirmos os valores verdadeiros atribuídos aos predicados no corpo das regras para aquela interpretação. Conseqüentemente, sempre que for aplicada uma substituição em particular (*binding*) nas variáveis das regras, se todos os predicados no corpo de uma regra forem verdadeiros sob aquela interpretação, o predicado na cabeça da regra também deverá ser verdadeiro. A interpretação mostrada na Figura 24.13 é um modelo para as duas regras apresentadas, uma vez que nunca farão que elas sejam violadas. Note que uma regra será violada se um conjunto particular de constantes para as variáveis fizer que todos os predicados do corpo da regra sejam verdadeiros, mas tornar o predicado da cabeça da regra falso. Por exemplo, se `supervisiona(a,b)` e `superior(b,c)` forem ambos verdadeiros sob alguma interpretação, mas `superior(a,c)` não for verdadeiro, a interpretação não pode ser um modelo para a regra recursiva:

superior(X,Y) :- supervisiona(X,Z), superior(Z,Y)

Na abordagem modelo-teórica, o significado das regras é estabelecido fornecendo-se um modelo para essas regras. Um modelo é chamado **modelo mínimo** para um conjunto de regras se não pudermos mudar nenhum fato de verdadeiro para falso, e ainda adquirir um modelo para essas regras. Por exemplo, a partir da interpretação na Figura 24.13, considere que o predicado supervisiona esteja definido para um conjunto de fatos conhecidos, ao passo que o predicado superior esteja definido como uma interpretação (modelo) para as regras. Suponha que adicionemos o predicado `superior(james, bob)` para os predicados verdadeiros. Essa adição mantém um modelo para as regras apresentadas, mas não será mais um modelo mínimo, uma vez que ao mudar o valor `superior(james, bob)`, de verdadeiro para falso, ainda teremos um modelo para as regras. O modelo mostrado na Figura 24.13 é o modelo mínimo para o conjunto de fatos que estão definidos para o predicado supervisiona.

Em geral, o modelo mínimo que corresponde a um determinado conjunto de fatos na interpretação modelo-teórica deveria ser igual aos fatos gerados pela interpretação prova-teórica para o mesmo conjunto original de axiomas fundamentais e dedutivos. Porém, em geral, isso somente se verifica para regras com uma estrutura simples. Se permitirmos a negação na especificação das regras, a correspondência entre interpretações *não* se mantém. Na realidade, com a negação, diversos modelos mínimos são possíveis para um dado conjunto de fatos.

27 O domínio mais comumente escolhido é finito e chamado *Universo de Herbrand*.

Uma terceira abordagem para interpretar o significado das regras envolve mecanismos para a definição e a inferência, que são usados pelo sistema para deduzir fatos a partir das regras. Esse mecanismo de inferência definiria uma **interpretação computacional** do significado das regras. A linguagem de programação lógica Prolog usa seu mecanismo de inferência para definir o significado das regras e dos fatos em um programa Prolog. Nem todos os programas Prolog correspondem às interpretações prova-teóricas ou modelo-teóricas; isso depende do tipo de regras do programa. Porém, para muitos programas de Prolog simples, o mecanismo de inferência Prolog deduz os fatos que correspondem à interpretação prova-teórica ou à interpretação modelo mínimo sob a interpretação modelo-teórica.

Regras

superior(X,Y) : - supervisiona(X,Y).
superior(X,Y) : - supervisiona(X,Z), superior(Z,Y).

Interpretação

Fatos conhecidos:

supervisiona(franklin,john) é **verdadeiro**.
supervisiona(franklin,ramesh) é **verdadeiro**.
supervisiona(franklin,joyce) é **verdadeiro**.
supervisiona(jennifer,alicia) é **verdadeiro**.
supervisiona(jennifer,ahmad) é **verdadeiro**.
supervisiona(james,franklin) é **verdadeiro**.
supervisiona(james,jennifer) é **verdadeiro**.
supervisiona(X,Y) é **falso** para todas as outras possíveis combinações (X,Y).

Fatos derivados:

superior(franklin,john) é **verdadeiro**.
superior(franklin,ramesh) é **verdadeiro**.
superior(franklin,joyce) é **verdadeiro**.
superior(jennifer,alicia) é **verdadeiro**.
superior(jennifer,ahmad) é **verdadeiro**.
superior(james,franklin) é **verdadeiro**.
superior(james,jennifer) é **verdadeiro**.
superior(james,john) é **verdadeiro**.
superior(james,ramesh) é **verdadeiro**.
superior(james,joyce) é **verdadeiro**.
superior(james,alicia) é **verdadeiro**.
superior(james,ahmad) é **verdadeiro**.
superior(X,Y) é **falso** para todas as outras possíveis combinações (X,Y).

FIGURA 24.13 Uma interpretação que é um modelo mínimo.

24.4.6 Programas Datalog e Sua Segurança

Há dois métodos principais para definir os valores verdadeiros dos predicados em programas Datalog reais. Os **predicados fato-definidos** (ou **relações**) são definidos por uma lista de todas as combinações possíveis de valores (as tuplas) que tornam verdadeiros os predicados. Eles correspondem às relações básicas cujos conteúdos são armazenados em um sistema de banco de dados. A Figura 24.14 mostra o predicado fato-definido `empregado`, `masculino`, `feminino`, `departamento`, `supervisiona`, `projeto` e `trabalhaem`, que correspondem a parte do banco de dados relacional mostrado na Figura 5.6. **Predicados regra-definido** (ou **visões**) são definidos como cabeça (LHS) de uma ou mais regras Datalog; eles correspondem a relações virtuais cujos conteúdos podem ser deduzidos pela máquina de inferência. A Figura 24.15 mostra vários predicados regra-definidos.

```
empregado(john).
empregado(franklin).
empregado(alicia).
empregado(jennifer).
empregado(ramesh).
empregado(joyce).
empregado(ahmad).
empregado(james).

salario(john,30.000).
salario(franklin,40.000).
salario(alicia,25.000).
salario(jennifer,43.000).
salario(ramesh,38.000).
salario(joyce,25.000).
salario(ahmad,25.000).
salario(james,55.000).

departamento(john,pesquisa).
departamento(franklin,pesquisa).
departamento(alicia,administração).
departamento(jennifer,administração).
departamento(ramesh,pesquisa).
departamento(joyce,pesquisa).
departamento(ahmad,administração).
departamento(james,diretoria).

supervisiona(franklin,john).
supervisiona(franklin,ramesh).
supervisiona(franklin,joyce).
supervisiona(jennifer,alicia).
supervisiona(jennifer,ahmad).
supervisiona(james,franklin).
supervisiona(james,jennifer).

masculino(john).
masculino(franklin).
masculino(ramesh).
masculino(ahmad).
masculino(james).

feminino(alicia).
feminino(jennifer).
feminino(joyce).

projeto(produtox).
projeto(produtoy).
projeto(produtoz).
projeto(computação).
projeto(reorganização).
projeto(novosbenefícios).

trabalhaem(john,produtox,32).
trabalhaem(john,produtoy,8).
trabalhaem(ramesh,produtoz,40).
trabalhaem(joyce,produtox,20).
trabalhaem(joyce,produtoy,20).
trabalhaem(franklin,produtoy,10).
trabalhaem(franklin,produtoz,10).
trabalhaem(franklin,computação,10).
trabalhaem(franklin,reorganização,10).
trabalhaem(alicia,novosbenefícios,30).
trabalhaem(alicia,computação,10).
trabalhaem(ahmad,computação,35).
trabalhaem(ahmad,novosbenefícios,5).
trabalhaem(jennifer,novosbenefícios,20).
trabalhaem(jennifer,reorganização,15).
trabalhaem(james,reorganização,10).
```

FIGURA 24.14 Predicados de fatos para parte do banco de dados da Figura 5.6.

```
superior(X,Y) :- supervisiona(X,Y).
superior(X,Y) :- supervisiona(X,Z), superior(Z,Y).

subordinado(X,Y) :- superior(Y,X).

supervisor(X) :- empregado(X), supervisiona(X,Y).

mais_40K_emp(X) :- empregado(X), salario(X,Y), Y>=40000.
menos_40K_supervisor(X) :- supervisor(X), not(maior_40_K_emp(X)).
principal_produtox_emp(X) :- empregado(X), trabalhaem(X,produtox,Y), Y>=20.
presidente(X) :- empregado(X), not(supervisiona(Y,X)).
```

FIGURA 24.15 Predicado regra-definido.

Um programa ou regra é dito **seguro** se gerar um conjunto *finito* de fatos. O problema teórico geral de determinar se um conjunto de regras é seguro é inconcluso. Porém, pode-se determinar a segurança de formas restritas de regras. Por exemplo, as regras mostradas na Figura 24.16 são seguras. Uma situação na qual podemos criar regras inseguras, que podem gerar uma infinidade de fatos, surge quando uma das variáveis da regra pode variar sobre um domínio infinito de valores, e aquela variável não for limitada a uma relação finita. Por exemplo, considere a regra

```
maior_salario(Y):- Y>60000
```

Aqui, podemos adquirir um resultado infinito caso Y varie sobre todas os inteiros possíveis. Mas suponha que mudemos a regra, como segue:

```
maior_salario(Y) :- empregado(X), salario(X,Y), Y>60000
```

Na segunda regra, o resultado não é infinito, uma vez que os valores que podem ser atribuídos para Y são agora restritos aos valores dos salários de alguns empregados do banco de dados — presumivelmente, um conjunto finito de valores. Também podemos reescrever a regra como segue:

maior_salario(Y):- Y>60000, empregado(X), salario(X,Y)

Nesse caso, a regra ainda está teoricamente segura. Porém, em Prolog ou em qualquer outro sistema que use um mecanismo de inferência *top-down* (*de cima para baixo*), *depth-first* (*do fundo primeiro*), a regra criaria um laço (*loop*) infinito, uma vez que procuraremos um valor inicial para Y e depois conferiremos se ele é um salário de um empregado. O resultado é a geração de infinitos valores Y, apesar de estes, depois de um certo ponto, não poderem mais conduzir a um conjunto de predicados verdadeiros RHS. Uma definição Datalog considera ambas as regras seguras, pois não dependem de um mecanismo de inferência em particular. No entanto, em geral, é aconselhável escrever tal regra na forma mais segura, com os predicados que restrinjam valores possíveis das variáveis colocadas na frente. Como outro exemplo de uma regra insegura, considere a seguinte:

tem_algum(X,Y) : - empregado(X)

Aqui, um número infinito de valores Y pode ser gerado novamente, uma vez que a variável Y aparece somente na cabeça da regra e, conseqüentemente, não está limitada a um conjunto finito de valores. Para definir regras seguras mais formalmente, usamos o conceito de uma variável limitada. Uma variável X está **limitada** em uma regra se: (1) aparecer em um predicado regular (não embutido) do corpo da regra; (2) aparecer em um predicado da forma X=c ou c=X ou (c1<=X e X<=c2) no corpo da regra onde c, c1, e c2 são valores constantes; ou (3) aparecer em um predicado da forma X=Y ou Y=X no corpo da regra onde Y é uma variável limitada. Uma regra é dita **segura** se todas as suas variáveis são limitadas.

24.4.7 Uso de Operações Relacionais

A especificação de muitas das operações da álgebra relacional, na forma de regras Datalog, é direta e define resultados como os da aplicação dessas operações nas relações do banco de dados (predicados de fato). Isso significa que consultas e visões relacionais podem ser especificadas facilmente em Datalog. O poder complementar da Datalog está na especificação de consultas recursivas e de visões com base em consultas recursivas. Nesta seção, mostraremos como algumas das operações relacionais padrão podem ser especificadas como regras Datalog. Nossos exemplos usarão as relações básicas (predicados fato-definidos) `rel_um`, `rel_dois` e `rel_tres`, cujos esquemas são mostrados na Figura 24.16. Em Datalog, nós não precisaremos especificar os nomes dos atributos como na Figura 24.16; a aridade (grau) de cada predicado é o aspecto importante. Em um sistema prático, o domínio (tipos de dados) de cada atributo também é importante para operações como UNION (união), INTERSECTION (interseção) e JOIN (junção), e consideraremos que os tipos de atributo são compatíveis para as várias operações, como discutido no Capítulo 5.

A Figura 24.16 ilustra várias operações relacionais básicas. Note que, se o modelo Datalog está baseado no modelo relacional e conseqüentemente permite que predicados (relações de fatos e resultados de consultas) especifiquem conjuntos de tuplas, as tuplas repetidas no mesmo predicado são automaticamente eliminadas. Isso pode ou não ser verdadeiro, dependendo da máquina de inferência Datalog. Porém, definitivamente este *não* é o caso em Prolog, assim quaisquer das regras da Figura 24.16 que envolvam eliminação de repetições *não* estarão corretas em Prolog. Por exemplo, se quisermos especificar regras Prolog para a operação UNION com eliminação de repetições, teremos que reescrevê-las como segue:

uniao_um_dois (X,Y,Z) :- rel_um(X,Y,Z).
uniao_um_dois (X,Y,Z) :- rel_dois(X,Y,Z), não(rel_um(X,Y,Z)).

Porém, as regras mostradas na Figura 24.16 poderiam funcionar em Datalog, se as duplicatas forem eliminadas automaticamente. Analogamente, as regras para a operação PROJETO mostradas na Figura 24.16 deveriam funcionar para Datalog nesse caso, mas elas não estarão corretas em Prolog, uma vez que repetições poderiam aparecer.

```
rel_um(A,B,C).
rel_dois(D,E,F).
rel_tres(G,H,I,J).

selecione_um_A_ig_c(X,Y,Z) :- rel_um(c,Y,Z).
selecione_um_B_menor_5(X,Y,Z) :- rel_um(X,Y,Z), Y<5.
selecione_um_A_ig_c_e_B_menor_5(X,Y,Z) :- rel_um(c,Y,Z), Y<5.
selecione_um_A_ig_c_or_B_menor_5(X,Y,Z) :- rel_um(c,Y,Z).
selecione_um_A_ig_c_or_B_menor_5(X,Y,Z) :- rel_um(X,Y,Z), Y<5.
```

FIGURA 24.16 Predicados para ilustrar operações relacionais.

```
projeto_tres_em_G_H(W,X) :- rel_tres(W,X,Y,Z).

uniao_um_dois(X,Y,Z) :- rel_um(X,Y,Z).
uniao_um_dois(X,Y,Z) :- rel_dois(X,Y,Z).

intersecao_um_dois(X,Y,Z) :- rel_um(X,Y,Z), rel_dois(X,Y,Z).

diferenca_dois_um(X,Y,Z) :- rel_dois(X,Y,Z), not(rel_um(X,Y,Z)).

cart_prod_um_tres(T,U,V,W,X,Y,Z) :-
                    rel_um(T,U,V), rel_tres(W,X,Y,Z).

natural_join_um_tres_C_ig_G(U,V,W,X,Y,Z) :-
                    rel_um(U,V,W), rel_tres(W,X,Y,Z).
```

FIGURA 24.16 Predicados para ilustrar operações relacionais. (*continuação*)

24.4.8 Avaliação de Consultas Não-recursivas em Datalog

Para usar Datalog como um sistema de banco de dados dedutivo, seria apropriado definir um mecanismo de inferência com base nos conceitos de processamento de consultas dos bancos de dados relacionais. A estratégia inerente envolve uma evolução bottom-up, iniciando pelas relações básicas; a ordem das operações é flexível e sujeita a otimização da consulta. Nesta seção discutiremos um mecanismo de inferência baseado em operações relacionais que podem ser aplicadas em consultas Datalog **não-recursivas**. Usamos as regras de fato e as regras básicas mostradas nas figuras 24.14 e 24.15 para ilustrar nossa discussão.

Se uma consulta envolver somente predicados fato-definidos, a inferência torna-se uma busca entre os fatos para o resultado de consulta. Por exemplo, uma consulta como

```
departmento(X,pesquisa)?
```

será uma seleção de todos os empregados cujos nomes são X que trabalhem para o departamento de `pesquisa`. Em álgebra relacional, seria a consulta:

$$\pi_{\$1}\,(\sigma_{\$2\,=\,\text{"Pesquisa"}}\,(\text{departamento}))$$

que pode ser respondida procurando-se pelo predicado fato-definido `departmento(X,Y)`. A consulta envolve operações relacionais SELECT (seleção) e PROJECT (projeção) em uma relação básica, e pode ser controlada pelo processamento de consultas do banco de dados e técnicas de otimização discutidas no Capítulo 15.

Quando uma consulta envolver predicados regra-definidos, o mecanismo de inferência deverá computar o resultado baseado nas definições da regra. Se uma consulta for não-recursiva e envolver um predicado p, semelhante à cabeça de uma regra $p :- p_1, p_2, \ldots, p_n$, a estratégia será primeiro computar as relações que correspondem a $p_1, p_2, \ldots, p_n$ e, depois, computar a relação que corresponde a p. Isso será útil para manter o controle da dependência entre os predicados de um banco de dados dedutivo em um **grafo de dependência de predicados**. A Figura 24.17 mostra o grafo para os predicados de fato e de regra mostrados nas figuras 24.14 e 24.15. O grafo de dependência contém um **nodo** para cada predicado. Sempre que um predicado A for especificado no corpo de uma regra (RHS), e a cabeça (LHS) dessa regra for o predicado B, dizemos que B **depende de** A, e puxamos uma seta dirigida de A para B. Isso indica que, para computar os fatos do predicado B (a cabeça de regra), temos de computar primeiro todos os fatos dos predicados A do corpo da regra. Se o grafo de dependência não tiver nenhum ciclo, chamaremos o conjunto de regras **não-recursivo**. Se houver pelo menos um ciclo, o conjunto de regras será chamado **recursivo**. Na Figura 24.17, há um predicado definido recursivamente — denominado superior — que possui uma seta recursiva apontando para si mesmo. Além disso, como o predicado subordinado depende do superior, ele também requer recursividade para computar seu resultado.

Uma consulta que contenha apenas predicados não-recursivos é chamada **consulta não-recursiva**. Nesta seção discutiremos somente mecanismos de inferência para consultas não-recursivas. Na Figura 24.17, qualquer consulta que não envolver os predicados subordinado ou superior será não-recursiva. No gráfico de dependência de predicados, os nodos que correspondem aos predicados fato-definidos não têm nenhuma seta que os aponte, uma vez que todos os predicados fato-definidos têm seus fatos armazenados em uma relação do banco de dados. Os conteúdos de um predicado fato-definido podem ser computados recuperando diretamente as tuplas da relação correspondente do banco de dados.

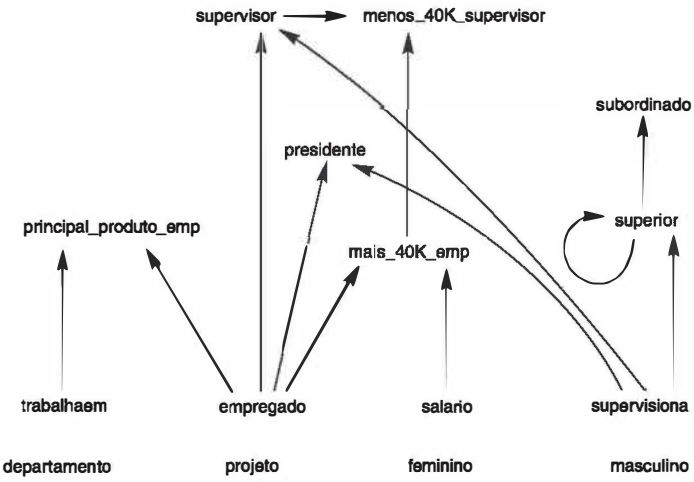


FIGURA 24.17 Grafo de dependência de predicados para as figuras 24.14 e 24.15.

A função principal de um mecanismo de inferência é computar os fatos que correspondem a consultas a predicados. Isso pode ser realizado gerando uma **expressão relacional** que envolva os operadores relacionais como SELECT, PROJECT, JOIN, UNION e SET DIFFERENCE (com as devidas precauções para o tratamento da segurança) que, quando executada, proporcione o resultado da consulta. A consulta pode ser então executada utilizando o processamento de consultas e as operações de otimização, internas a um sistema gerenciador de banco de dados relacional. Sempre que o mecanismo de inferência precisar computar o conjunto de fatos correspondente a um predicado regra-definido não-recursivo *p*, ele localizará primeiro todas as regras que tenham *p* como cabeça. A idéia é computar o conjunto de fatos para cada regra e depois aplicar a operação de UNION aos resultados, uma vez que UNION corresponde à operação lógica OR (ou). O gráfico de dependência indica todos os predicados `q` para os quais cada `p` depende, e desde que assumamos que o predicado seja não-recursivo, sempre poderemos determinar uma ordenação parcial entre tais predicados `q`. Antes de computar o conjunto de fatos para `p`, computaremos primeiro os conjuntos de fatos para todos os predicados `q` do qual `p` depende, baseado em sua ordenação parcial. Por exemplo, se uma consulta envolver o predicado `menos_40K_supervisor`, temos de computar primeiro supervisor e `mais_40K_emp`. Uma vez que os dois últimos só dependem dos predicados fato-definido `empregado`, `salário` e `supervisiona`, eles podem ser computados diretamente das relações armazenadas no banco de dados.

Isso conclui nossa introdução aos bancos de dados dedutivos. Material adicional pode ser encontrado no site do livro na Web, onde está disponível o Capítulo 25 completo da terceira edição. Ele inclui uma discussão sobre algoritmos para processamento de consultas recursivas.

24.5 RESUMO

Neste capítulo introduzimos os conceitos para algumas das facilidades comumente necessárias aos bancos de dados para aplicações avançadas: bancos de dados ativos, bancos de dados temporais e bancos de dados espaciais e multimídia. É importante notar que cada um desses tópicos é muito extenso e justificaria um livro completo.

Introduzimos primeiro o tópico de bancos de dados ativos, que fornecem funcionalidades adicionais para a especificação de regras ativas. Abordamos os modelos evento-condição-ação, ou ECA, para bancos de dados ativos. As regras podem ser disparadas automaticamente pela ocorrência de eventos — tal como uma atualização no banco de dados — e elas podem ativar certas ações, que foram especificadas na declaração de regras, caso certas condições sejam verdadeiras. Muitos pacotes comerciais já têm algumas das funcionalidades, previstas para os bancos de dados ativos, na forma de gatilhos. Discutimos as diferentes opções para a especificação de regras, como em nível de linha *versus* em nível de declaração, anterior *versus* posterior, e imediata *versus* postergada. Demos exemplos de gatilhos em nível de linha do sistema comercial Oracle, e regras em nível de declaração do sistema experimental STARBURST. A sintaxe para gatilhos no padrão SQL-99 também foi discutida. Discutimos brevemente algumas metas de projeto e algumas possíveis aplicações para bancos de dados ativos.

Introduzimos alguns dos conceitos de bancos de dados temporais, que permitem que o sistema de banco de dados armazene um histórico das alterações e, assim, que os usuários consultem os estados atuais e passados do banco de dados. Discutimos como o tempo é representado e a distinção entre as dimensões de tempo válido e de tempo de transação. Discutimos, depois, como podem ser implementadas relações com tempo válido, tempo de transação e bitemporais, usando *versionamento* de tuplas no modelo relacional, com exemplos para ilustrar como as atualizações, inserções e exclusões podem ser implementadas. Também mostramos como podem ser usados objetos complexos para implementar bancos de dados temporais que usem atributo de versão. Vimos, então, algumas das operações de consultas para bancos de dados relacionais temporais e demos uma introdução muito breve à linguagem TSQL2.

Voltamo-nos, depois, para os bancos de dados espaciais e multimídia. Bancos de dados espaciais fornecem conceitos para bancos de dados que mantenham controle de objetos com características espaciais, e eles exigem modelos para representar essas características e operadores para compará-las e manipulá-las. Bancos de dados multimídia proporcionam características que permitem que os usuários armazenem e consultem diferentes tipos de informação multimídias, compreendendo imagens (como fotos ou desenhos), vídeos (como filmes, documentários ou vídeos caseiros), áudios (como canções, mensagens telefônicas ou falas) e documentos (como livros ou artigos). Fizemos uma avaliação muito rápida dos diversos tipos de mídias e como as fontes multimídias podem ser indexadas.

Concluímos o capítulo com uma introdução aos bancos de dados dedutivos e Datalog.

Questões para Revisão

24.1. Qual a diferença entre regras ativas em nível de linha e em nível de declaração?
24.2. Quais são as diferenças entre *consideração* imediata, postergada e destacada das condições das regras ativas?
24.3. Quais são as diferenças entre *execução* imediata, postergada e destacada das ações das regras ativas?
24.4. Discuta brevemente os problemas de coerência e de término quando se projeta um conjunto de regras ativas.
24.5. Discuta algumas aplicações dos bancos de dados ativos.
24.6. Discuta como o tempo é representado em bancos de dados temporais e compare as diferentes dimensões de tempo.
24.7. Quais são as diferenças entre relações de tempo válido, tempo de transação e bitemporais?
24.8. Descreva como comandos para inserção, exclusão e atualização deveriam ser implementados em uma relação de tempo válido.
24.9. Descreva como comandos para inserção, exclusão e atualização deveriam ser implementados em uma relação bitemporal.
24.10. Descreva como comandos para inserção, exclusão e atualização deveriam ser implementados em uma relação tempo de transação.
24.11. Quais são as principais diferenças entre tupla e atributo de versão?
24.12. Como os bancos de dados espaciais diferem dos bancos de dados comuns?
24.13. Quais são os tipos de fontes multimídias?
24.14. Como são indexadas as fontes multimídia para recuperação baseada em conteúdo?

Exercícios

24.15. Considere o banco de dados EMPRESA descrito na Figura 5.6. Usando a sintaxe de gatilhos do Oracle, escreva regras ativas para fazer o seguinte:
   a. Sempre que as atribuições de projetos de um empregado forem alteradas, verifique se o total de horas semanais do empregado é menor que 30 ou maior que 40; nesse caso, notifique o supervisor direto do empregado.
   b. Sempre que um EMPREGADO for apagado, apague as tuplas de PROJETO e de DEPENDENTE relacionadas com aquele empregado, e se o empregado está administrando um departamento ou está supervisionando qualquer empregado, marque *null* no GER_SSN daquele departamento e marque *null* para o SUPERSSN desses empregados.
24.16. Repita 24.15 usando a sintaxe de regras ativas STARBURST.
24.17. Considere o esquema relacional mostrado na Figura 24.18. Escreva regras ativas para manter o atributo SOMA_COMISSAO de VENDEDOR igual à soma do atributo COMISSAO de VENDAS para cada vendedor. Suas regras também devem verificar se a SOMA_COMISSAO excede 100 mil; se isso ocorrer, chame um procedimento NOTIFIQUE_GERENTE(S_ID). Escreva ambas as regras em nível de declaração, na notação STARBURST, e em nível de linha em Oracle.

FIGURA 24.18 Esquema de banco de dados para vendas e vendedor comissionado do Exercício 24.17.

24.18. Considere o esquema EER UNIVERSIDADE da Figura 4.10. Escreva algumas regras (em português) que poderiam ser implementadas em regras ativas para obrigar algumas restrições de integridade que você imagina serem pertinentes a essa aplicação.

24.19. Discuta quais atualizações, que criaram cada uma das tuplas mostradas na Figura 24.9, foram aplicadas retroativamente, e quais foram aplicadas proativamente.

24.20. Mostre como as seguintes atualizações, se aplicadas em seqüência, mudariam o conteúdo da relação bitemporal EMP_BT da Figura 24.9. Para cada atualização, estabeleça se é uma atualização retroativa ou proativa.

a. Em 2004-03-10, 17:30:00, o salário de NARAYAN é atualizado para 40 mil, efetivado em 2004-03-01.
b. Em 2003-07-30, 08:31:00, o salário de SMITH foi corrigido para mostrar que deveria ter sido informado como 31 mil (em vez de 30 mil, como mostrado), efetivado em 2003-06-01.
c. Em 2004-03-18, 08:31:00, o banco de dados foi mudado para indicar que NARAYAN estava deixando a empresa (i.e., logicamente excluído), efetivado em 2004-03-31.
d. Em 2004-04-20, 14:07:33, o banco de dados foi alterado para indicar a contratação de um novo empregado chamado JOHNSON, pela tupla <'JOHNSON', '334455667', 1, NULL>, efetivado em 2004-04-20.
e. Em 2004-04-28, 12:54:02, o banco de dados foi alterado para indicar que WONG estava deixando a empresa (i.e., logicamente excluído), efetivado em 2004-06-01.
f. Em 2004-05-05, 13:07:33, o banco de dados foi mudado para indicar a recontratação de BROWN, para o mesmo departamento e supervisor, mas com salário de 35 mil, efetivado em 2004-05-01.

24.21. Mostre como as atualizações do Exercício 24.20, se aplicadas em seqüência, mudariam o conteúdo da relação de tempo válido EMP_VT da Figura 24.8.

24.22. Acrescente os seguintes fatos ao exemplo de banco de dados da Figura 24.3:

```
supervisiona (ahmad,bob), supervisiona (franklin,gwen).
```

Primeiro modifique a árvore de supervisão da Figura 24.1b para refletir tal alteração. Depois modifique o diagrama da Figura 24.4 para mostrar a evolução *top-down* da consulta `superior (james, Y)`.

24.23. Considere o seguinte conjunto de fatos para a relação `pais(X,Y)`, onde `Y` é um dos pais de `X`:

```
pais(a,aa), pais(a,ab), pais(aa,aaa), pais(aa,aab), pais(aaa,aaaa), pais(aaa,aaab).
```

Considere as regras que definem os antepassados, Y de X, como a seguir:

```
r1: ancestral(X,Y):- pais(X,Y)
r2: ancestral(X,Y):- pai(X,Z), ancestral(Z,Y)
```

Mostre:

a. Como resolver a consulta Datalog `ancestral(aa,X)`?
usando a estratégia simples. Mostre sua solução passo a passo.
b. Mostre a mesma consulta computando só as mudanças na relação ancestral e usando isso na regra 2, a cada vez.
[Esta pergunta é derivada de Bancilhon e Ramakrishnan (1986).]

24.24. Considere um banco de dados dedutivo com as seguintes regras:

```
ancestral(X,Y):- pai(X,Y)
ancestral(X,Y):- pai(X,Z), ancestral(Z,Y)
```

Note que "`pai(X,Y)`" significa que `Y` é o pai de `X`; "`ancestral(X,Y)`" significa que `Y` é o antepassado de `X`. Considere o fato básico

```
pai(Harry,Issac), pai(Issac,John), pai(John,Kurt).
```

a. Construa uma interpretação modelo-teórica das regras anteriores usando os fatos dados.
b. Considere que um banco de dados contém as relações anteriores `pai(X,Y)`, e outra relação `irmao(X,Y)`, e uma terceira relação `niver(X,B)`, onde `B` é o aniversário da pessoa `X`. Determine uma regra que compute os primeiros primos da seguinte variedade: seus pais devem ser irmãos.
c. Mostre que um programa completo Datalog com literais baseados em fato e em regra, que computem a seguinte relação: liste pares de primos onde a primeira pessoa é nascida depois de 1960 e a segunda depois de 1970. Você pode usar 'maior que' como predicado embutido. (*Nota*: amostras de fatos como irmão, aniversário e pessoa também devem ser mostrados.)

24.25. Considere as seguintes regras:

```
viavel(X,Y) :- voo(X,Y)
Viavel(X,Y) :- voo(X,Z), viavel(Z,Y)
```

onde `viavel(X,Y)` significa que a cidade `Y` pode ser alcançada pela cidade `X`, e `voo(X,Y)` significa que há um voo para a cidade `Y` partindo de `X`.

a. Construa predicados de fato que descrevam o seguinte:
   i. Los Angeles, Nova York, Chicago, Atlanta, Frankfurt, Paris, Cingapura e Sydney são cidades.
   ii. Existem os seguintes vôos: LA para NY, NY para Atlanta, Atlanta para Frankfurt, Frankfurt para Atlanta, Frankfurt para Cingapura e Cingapura para Sydney.
   (*Nota*: Nenhum vôo em direção inversa pode ser automaticamente considerado.)
b. Os dados fornecidos são cíclicos? Nesse caso, em que sentido?
c. Construa uma interpretação modelo-teórica (ou seja, uma interpretação semelhante à apresentada na Figura 25.3) dos fatos e regras anteriores.
d. Considere a consulta

   ```
   viavel(Atlanta,Sydney)?
   ```

   Como esta consulta será executada usando a avaliação simples e semi-simples? Liste a seqüência de passos passados.
e. Considere os seguintes predicados regra-definidos:

   ```
   viagem-circular-viavel(X,Y):- viavel(X,Y), viavel(Y,X)
   duracao(X,Y,Z)
   ```

   Faça um grafo de dependência de predicados para os predicados anteriores. (*Nota*: `duracao (X,Y,Z)` significa que você pode fazer um vôo de `X` para `Y` em `Z` horas.)
f. Considere a consulta seguinte: Que cidades são viáveis a 12 horas de Atlanta? Mostre como expressar isto em Datalog. Considere predicados embutidos `greater-than (X,Y)`. Isso pode ser convertido em uma declaração em álgebra relacional de modo direto? Por que sim ou por que não?
g. Considere o predicado `populacao(X,Y)` em que `y` é a população da cidade `X`. Considere a seguinte consulta: liste todos os possíveis pares do predicado `par(X,Y)`, onde `Y` é uma cidade que pode ser alcançada por dois vôos da cidade `X`, que tem mais de 1 milhão de habitantes. Mostre essa consulta em Datalog. Desenhe a árvore de consultas correspondentes em termos de álgebra relacional.

Bibliografia Selecionada

O livro de Zaniolo *et al.* (1997) é composto de várias partes, cada uma delas descreve um conceito de banco de dados avançado como ativo, temporal e bancos de dados espacial/texto/multimídia. Widom e Ceri (1996) e Ceri e Fraternali (1997) focam conceitos e sistemas de banco de dados ativos. Snodgrass *et al.* (1995) descrevem a linguagem TSQL2 e o modelo de dados. Khoshafian e Baker (1996), Faloutsos (1996) e Subrahmanian (1998) descrevem conceitos de banco de dados de multimídia. Tansel *et al.* (1992) apresentam um conjunto de capítulos de bancos de dados temporais.

São descritas regras STARBURST em Widom e Finkelstein (1990). Os primeiros trabalhos sobre bancos de dados ativos incluem o projeto HiPAC, discutido em Chakravarthy *et al.* (1989) e Chakravarthy (1990). Um glossário para bancos de dados temporais é dado por Jensen *et al.* (1994). Snodgrass (1987) foca TQuel, uma das primeiras linguagens de consulta temporal.

Normalização temporal é definida em Navathe e Ahmed (1989). Paton (1999) e Paton e Diaz (1999) pesquisa bancos de dados ativos. Chakravarthy *et al.* (1994) descrevem a SENTINEL e sistemas ativos baseados em objeto. Lee *et al.* (1998) discutem gerenciamento de séries de tempo.

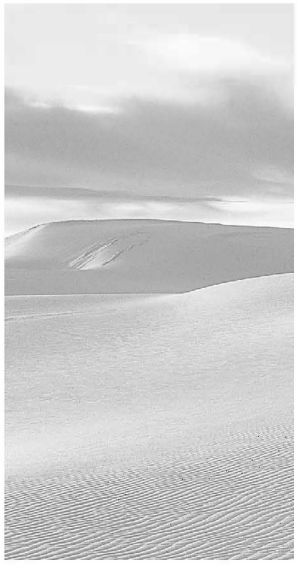
Os primeiros desenvolvimentos da abordagem de banco de dados lógicos são pesquisados por Gallaire *et al.* (1984). Reiter (1984) fornece uma reconstrução da teoria de banco de dados relacional, enquanto Levesque (1984) proporciona uma discussão de conhecimento incompleto sob a luz da lógica. Gallaire e Minker (1978) produziram um dos primeiros livros nesse tópico. Um tratamento detalhado de lógica e bancos de dados aparece em Ullman (1989, v. 2) e é dedicado um capítulo no Volume I (1988). Ceri, Gottlob e Tanca (1990) apresentam um tratamento amplo, apesar de conciso, sobre lógica e bancos de dados. Das (1992) é um livro abrangente em bancos de dados dedutivos e programação de lógica. A história da Datalog é coberta em Maier e Warren (1988). Clocksin e Mellish (1994) são uma referência excelente sobre a linguagem Prolog.

Aho e Ullman (1979) fornecem um dos primeiros algoritmos para lidar com consultas recursivas, usando o operador de ponto fixo mínimo. Bancilhon e Ramakrishnan (1986) dão uma excelente e detalhada descrição das abordagens sobre o processamento de consultas recursivo, com exemplos detalhados das abordagens simples (*naive*) e semi-simples (*seminaive*). Excelentes artigos de pesquisa em bancos de dados dedutivos e processamento de consultas recursivas estão em Warren (1992) e Ramakrishnan e Ullman (1993). Uma descrição completa da abordagem semi-simples baseada em álgebra relacional é dada por Bancilhon (1985). Outras abordagens para processamento de consultas recursivas compreendem a estratégia de consulta/subconsulta recursiva de Vieille (1986), que é uma estratégia interpretada *top-down*, e a Henschen-Naqvi (1984), estratégia interativa compilada *top-down*. Balbin e Rao (1987) discutem uma extensão da abordagem semi-simples diferencial para predicados múltiplos.

O papel original em conjuntos mágicos está em Bancilhon *et al.* (1986). Beeri e Ramakrishnan (1987) completam-no. Mumick *et al.* (1990) mostram a aplicabilidade de conjuntos mágicos para consultas aninhadas não-recursivas SQL. Outras abordagens para aperfeiçoar regras sem reescrevê-las aparecem em Vieille (1986, 1987). Kifer e Lozinskii (1986) propõem uma técnica diferente. Bry (1990) discute como as abordagens *top-down* e *bottom-up* podem ser reconciliadas. Whang e Navathe (1992) descrevem uma técnica de forma normal disjuntiva estendida para lidar com recursão em expressões de álgebra relacional, para proporcionar uma interface de sistema especialista sobre um SGBD relacional.

Chang (1981) descreve os primeiros sistemas que combinaram regras dedutivas com bancos de dados relacionais. O protótipo do sistema LDL está em Chimenti *et al.* (1990). Krishnamurthy e Naqvi (1989) apresentam a noção de 'escolha' em LDL. Zaniolo (1988) discute as metas da linguagem para o sistema LDL. Uma visão geral da linguagem CORAL é fornecida por Ramakrishnan *et al.* (1992), e sua implementação é descrita em Ramakrishnan *et al.* (1993). Uma extensão para apoiar características de orientação a objeto, a chamada CORAL++, é descrita em Srivastava *et al.* (1993). Ullman (1985) proporciona a base para o sistema NAIL!, que é descrito em Morris *et al.* (1987). Phipps *et-al.* (1991) descrevem o sistema de banco de dados dedutivo GLUE-NAIL!.

Zaniolo (1990) revisa a base teórica e a importância prática dos bancos de dados dedutivos. Nicolas (1997) faz excelente histórico do desenvolvimento que culmina nos BDOODs DOODs. Falcone *et al.* (1997) compõem um panorama dos BDOOD DOOD. Referências ao sistema VALIDITY encontram-se em Friesen *et al.* (1995), Vieille (1997) e Dietrich *et al.* (1999).



25

Bancos de Dados Distribuídos e Arquiteturas Cliente-Servidor

Neste capítulo voltamos nossa atenção para os bancos de dados distribuídos (BDDs), para os sistemas de gerenciamento de banco de dados distribuídos (SGBDDs), e para como a arquitetura cliente-servidor é utilizada como uma plataforma para desenvolvimento de aplicações de bancos de dados. A tecnologia de BDD surgiu como uma fusão de duas tecnologias: (1) tecnologia de banco de dados, e (2) tecnologia de rede e comunicação de dados. Essa última tem tido grandes avanços em termos de tecnologias com e sem fios — desde comunicações por satélites e celulares até Redes Metropolitanas (MAN — *Metropolitan Area Networks*) para a padronização de protocolos como Ethernet, TCP/IP, e o Modo de Transferência Assíncrono (ATM — *Asynchronous Transfer Mode*) assim como a explosão da Internet. Enquanto os primeiros bancos de dados se voltaram para a centralização e resultaram em bancos de dados monolíticos gigantescos nos anos 70 e no início dos anos 80, a tendência se inverteu para mais descentralização e autonomia de processamento no final dos anos 80. Com os avanços no processamento distribuído e na computação distribuída que ocorreram na área dos sistemas operacionais, a comunidade de pesquisa de banco de dados desenvolveu um trabalho considerável para tratar as questões de distribuição de dados, de consulta e de processamento de transação distribuída e do gerenciamento de metadados de banco de dados distribuídos, e de outros tópicos, e desenvolveu muitos protótipos de pesquisa. Entretanto, um SGBDD de grande escala abrangente que implemente a funcionalidade e as técnicas propostas na pesquisa de BDD nunca surgiu como um produto comercialmente viável. A maioria dos fornecedores principais redirecionou seus esforços de desenvolvimento de um produto SGBDD 'puro' para o desenvolvimento de sistemas baseados em cliente-servidor, ou para o desenvolvimento de tecnologias para acessar fontes de dados heterogêneas distribuídas.

As organizações, contudo, têm estado muito interessadas na *descentralização* do processamento (no nível de sistema) enquanto obtêm uma *integração* dos recursos de informação (no nível lógico) dentro de seus sistemas geograficamente distribuídos de bancos de dados, aplicações e usuários. Acoplado aos avanços nas comunicações, há agora um endosso geral da abordagem cliente-servidor para o desenvolvimento de aplicações, que envolve muitas das questões de BDD.

Neste capítulo discutimos tanto os bancos de dados distribuídos quanto as arquiteturas de cliente-servidor[1], no desenvolvimento de tecnologia de banco de dados que está proximamente vinculada aos avanços da tecnologia de comunicações e de rede. Detalhes dessa última estão fora de nosso escopo; o leitor pode se referir a uma série de textos sobre comunicações de dados e sobre redes (veja a Bibliografia Selecionada ao final deste capítulo).

A Seção 25.1 apresenta o gerenciamento de banco de dados distribuído e os conceitos relacionados. Questões detalhadas do projeto de banco de dados distribuído, envolvendo a fragmentação e a distribuição de dados por múltiplos sites com a possibilidade de replicação, são discutidas na Seção 25.2. A Seção 25.3 apresenta os tipos diferentes de sistemas de banco de dados distribuídos, inclusive os sistemas federados e os de multibases de dados (*multidatabase*), e destaca os problemas da heterogeneidade e as necessidades de autonomia em sistemas de banco de dados federados, que dominarão durante os próximos

1 Seria conveniente o leitor revisar a introdução a respeito da arquitetura cliente-servidor na Seção 2.5.

anos. As seções 25.4 e 25.5 apresentam as técnicas de consulta e de processamento de transação em banco de dados distribuídos, respectivamente. A Seção 25.6 discute como os conceitos arquitetônicos de cliente-servidor estão relacionados aos bancos de dados distribuídos. A Seção 25.7 trata das questões futuras em arquiteturas cliente-servidor. A Seção 25.8 discute as características de banco de dados distribuídos do SGBDR Oracle.

Para uma pequena introdução do assunto, podem ser vistas apenas as seções 25.1, 25.3 e 25.6.

25.1 Conceitos de Banco de Dados Distribuídos

Os bancos de dados distribuídos trazem as vantagens da computação distribuída para o domínio do gerenciamento de banco de dados. Um **sistema de computação distribuída** consiste em vários elementos de processamento, não necessariamente homogêneos, que são interconectados por uma rede de computador, e que cooperam na execução de certas tarefas. Como uma meta genérica, os sistemas de computação distribuídos dividem um problema grande e intratável em partes menores e os resolvem eficientemente de maneira coordenada. A viabilidade econômica dessa abordagem provém de duas razões: (1) mais poder de computação é necessário para resolver uma tarefa complexa, e (2) cada elemento de processamento autônomo pode ser gerenciado independentemente e pode desenvolver suas próprias aplicações.

Podemos definir um **banco de dados distribuído (BDD)** como uma coleção de múltiplos bancos de dados logicamente inter-relacionados distribuídos por uma rede de computadores, e um **sistema de gerenciamento de banco de dados distribuído (SGBDD)** como um sistema de software que gerencia um banco de dados distribuído enquanto torna a distribuição transparente para o usuário.[2] Uma coleção de arquivos armazenados em nodos diferentes de uma rede e a manutenção de inter-relacionamentos entre eles via hiperlinks se tornou uma configuração comum na Internet, com os arquivos de páginas Web.

As funções comuns de gerenciamento de banco de dados, inclusive o processamento uniforme de consultas e o processamento de transações, *não* se aplicam, contudo, a esse cenário. Porém, a tecnologia está se modificando em uma direção tal que bancos de dados distribuídos no World Wide Web (WWW) se tornarão uma realidade no futuro próximo. Discutiremos as questões de acesso a bancos de dados na Web no Capítulo 26. Nenhum destes se qualifica como um BDD pela definição dada anteriormente.

25.1.1 Comparação entre Tecnologia Paralela e Distribuída

Voltando nossa atenção para arquiteturas de sistema paralelo, existem dois tipos principais de arquiteturas de sistema multiprocessador que são comuns:

- *Arquitetura de memória compartilhada (fortemente acoplada)*: Múltiplos processadores compartilham armazenamento secundário (disco) e também memória primária.
- *Arquitetura de disco compartilhado (fracamente acoplada)*: Os múltiplos processadores compartilham armazenamento secundário (disco), mas cada um possui sua própria memória primária.

Essas arquiteturas habilitam os processadores a se comunicarem sem a sobrecarga de trocar mensagens por uma rede.[3] Os sistemas de gerenciamento de banco de dados desenvolvidos utilizando esses tipos de arquiteturas são chamados **sistemas paralelos de gerenciamento de banco de dados** em vez de SGBDD, uma vez que utilizam a tecnologia de processador paralelo. Outro tipo de arquitetura multiprocessador é chamado **arquitetura nada compartilhado**. Nessa arquitetura, cada processador possui sua própria memória primária e secundária (disco), não existindo memória comum, e os processadores se comunicam por meio de uma rede de interconexão de alta velocidade (barramento (*bus*) ou *switch*). Embora a arquitetura nada compartilhada se assemelhe a um ambiente de computação de banco de dados distribuído, as principais diferenças estão no modo de operação. Nos sistemas multiprocessadores nada compartilhados, há simetria e homogeneidade de nodos; isso não é verdade no ambiente de banco de dados distribuído, no qual a heterogeneidade de hardware e de sistema operacional em cada nodo é muito comum. A arquitetura nada compartilhada também é considerada como um ambiente para bancos de dados paralelos. A Figura 25.1 contrasta essas diferentes arquiteturas.

---

2 Essa definição e algumas das discussões desta seção estão baseadas em Ozsu e Valduriez (1999).

3 Se ambas as memórias primária e secundária são compartilhadas, a arquitetura também é conhecida como arquitetura **tudo compartilhado**.

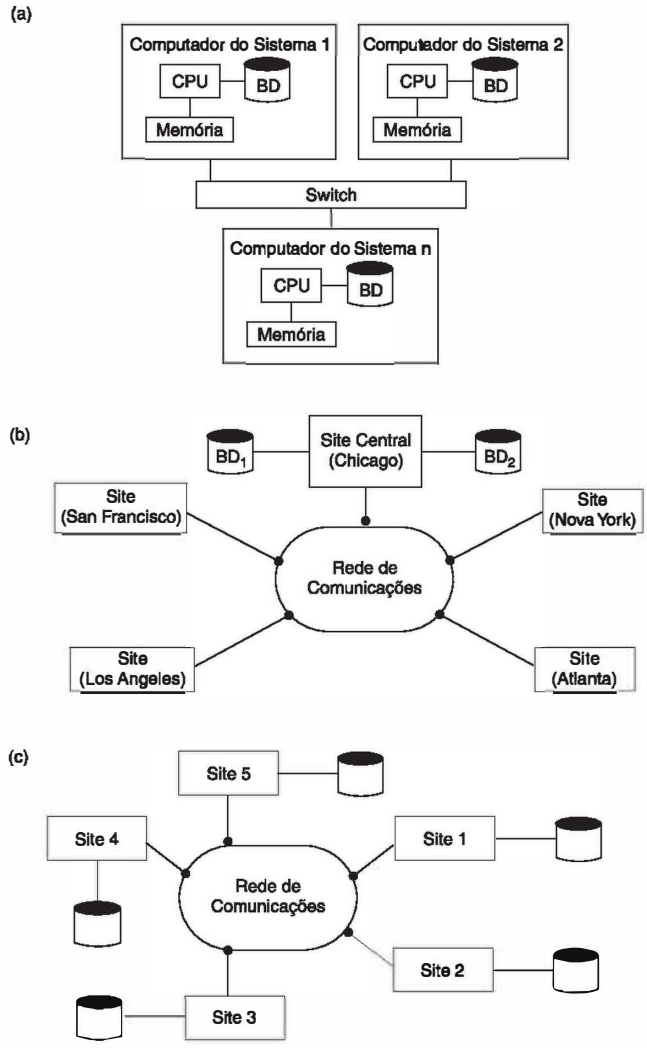


FIGURA 25.1 Algumas arquiteturas diferentes de sistemas de banco de dados. (a) Arquitetura nada compartilhada. (b) Uma arquitetura de rede com um banco de dados centralizado em um dos sites. (c) Arquitetura de banco de dados verdadeiramente distribuída.

25.1.2 Vantagens dos Bancos de Dados Distribuídos

O gerenciamento de bancos de dados distribuídos tem sido proposto por diversas razões que variam desde a descentralização organizacional e a economia de processamento até a maior autonomia. Destacamos algumas dessas vantagens a seguir.

1. *Gerenciamento de dados distribuídos com níveis diferentes de transparência*: De forma ideal, um SGBD deveria ser **transparente na distribuição** no sentido de esconder os detalhes de onde cada arquivo (tabela, relação) está armazenado fisicamente dentro do sistema. Considere o banco de dados corporativo da Figura 5.5 que temos discutido ao longo do livro. As tabelas EMPREGADO, PROJETO e TRABALHA_EM podem ser fragmentadas horizontalmente (ou seja, em conjuntos de linhas, conforme discutiremos na Seção 25.2) e armazenadas com possibilidade de replicação conforme é mostrado na Figura 25.2. Os seguintes tipos de transparências são possíveis:

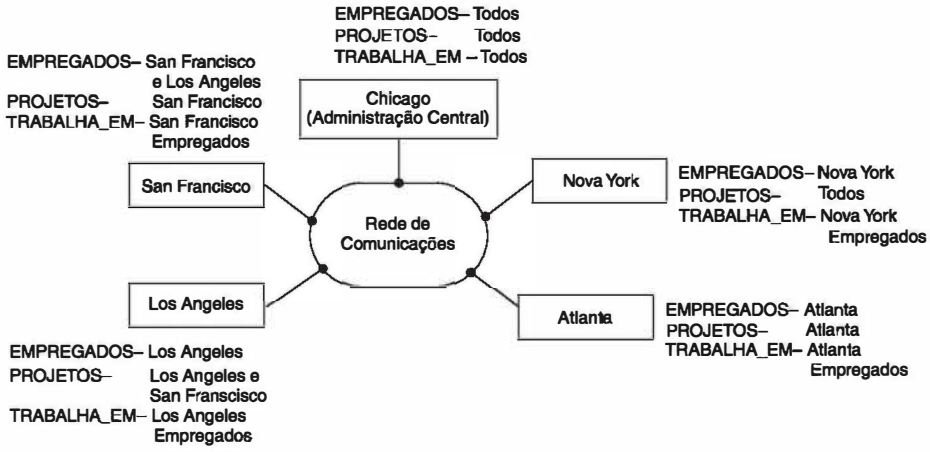


FIGURA 25.2 Distribuição e replicação de dados entre bancos de dados distribuídos.

- *Transparência de distribuição ou de rede*: Esta se refere à liberdade para o usuário em relação aos detalhes operacionais da rede. Pode ser dividida em transparência de localização e transparência de nomenclatura. A **transparência de localização** refere-se ao fato de que o comando utilizado para executar uma tarefa é independente da localização dos dados e da localização do sistema onde o comando foi emitido. A **transparência de nomenclatura** implica que, uma vez que um nome seja especificado, os objetos nomeados podem ser acessados de maneira não ambígua sem a necessidade de uma especificação adicional.
- *Transparência de replicação*: Conforme mostramos na Figura 25.2, cópias dos dados podem ser armazenadas em múltiplos sites para obter melhor disponibilidade, desempenho e confiabilidade. A transparência de replicação faz o usuário não precisar estar ciente da existência das cópias.
- *Transparência de fragmentação*: Dois tipos de fragmentação são possíveis. A **fragmentação horizontal** distribui uma relação em conjuntos de tuplas (linhas). A **fragmentação vertical** distribui uma relação em sub-relações, nas quais cada sub-relação é definida por um subconjunto das colunas da relação original. Uma consulta global pelo usuário deve ser transformada em várias consultas de fragmentos. A transparência de fragmentação faz o usuário não precisar estar ciente da existência dos fragmentos.

2. *Melhoria na confiabilidade e na disponibilidade*: Estas são duas das potenciais vantagens mais comuns citadas para bancos de dados distribuídos. A **confiabilidade** é definida de maneira ampla como a probabilidade de que um sistema esteja em operação (não esteja inoperante) em um determinado momento, ao passo que a **disponibilidade** é a probabilidade de que o sistema esteja continuamente disponível durante um intervalo de tempo. Quando os dados e o software do SGBD são distribuídos por vários sites, um site pode falhar enquanto os outros sites continuam em operação. Apenas os dados e o software que existem no site que está em falha não podem ser acessados. Isso faz aumentar a confiabilidade e a disponibilidade. Uma melhoria maior é obtida por meio da *replicação* criteriosa de dados e de software em mais que um site. Em um sistema centralizado, a falha em um único site torna o sistema inteiro indisponível para todos os usuários. Em um banco de dados distribuído, alguns dos dados podem ficar inalcançáveis, mas os usuários ainda podem acessar outras partes do banco de dados.
3. *Melhoria de desempenho*: Um SGBD distribuído fragmenta o banco de dados mantendo os dados mais próximos de onde eles são mais necessários. A **localização dos dados** reduz a disputa pela CPU e por operações de Entrada/Saída, e simultaneamente reduz os atrasos de acesso envolvidos em redes remotas (*wide area network*). Quando um grande banco de dados é distribuído por múltiplos sites, bancos de dados menores existem em cada site. Como resultado, consultas e transações locais que acessam dados em um único site têm um desempenho melhor por causa dos bancos de dados menores locais. Além disso, cada site possui um número menor de transações que são executadas do que se todas as transações fossem submetidas a um único banco de dados centralizado. O paralelismo entre consultas (*inter-queries*) e o paralelismo dentro das consultas (*intraqueries*) podem ser obtidos pela execução de múltiplas consultas em diferentes sites, ou pela quebra de uma consulta em diversas subconsultas que são executadas em paralelo. Isso contribui para a melhoria do desempenho.

4. *Expansão mais fácil*: Em um ambiente distribuído, a expansão do sistema quanto a acréscimo de mais dados, aumento do tamanho dos bancos de dados ou acréscimo de mais processadores é muito mais fácil.

As transparências discutidas em (1) levam a um compromisso entre a facilidade de uso e o custo da sobrecarga de proporcionar a transparência. A transparência total proporciona ao usuário global uma visão do SBDD inteiro como se fosse um único sistema centralizado. A transparência é proporcionada como um complemento para a autonomia, que proporciona aos usuários um controle mais rígido sobre seus próprios bancos de dados locais. As características de transparência podem ser implementadas como uma parte da linguagem do usuário, que pode traduzir os serviços solicitados em operações adequadas. Além disso, a transparência tem um impacto nas características que devem ser proporcionadas pelo sistema operacional e pelo SGBD.

25.1.3 Funções Adicionais de Bancos de Dados Distribuídos

A distribuição leva a uma maior complexidade no projeto e na implementação do sistema. Para obter as vantagens potenciais listadas anteriormente, o software do SGBDD deve ser capaz de prover as seguintes funções, além daquelas de um SGBD centralizado:

- *Rastreamento de dados*: Habilidade para rastrear a distribuição, a fragmentação e a replicação dos dados por meio da ampliação do catálogo do SGBDD.
- *Processamento de consultas distribuídas*: Habilidade para acessar sites remotos e transmitir consultas e dados entre os vários sites por meio de uma rede de comunicação.
- *Gerenciamento de transações distribuídas*: Habilidade para conceber estratégias de execução para consultas e transações que acessam dados de mais de um *site*, e para sincronizar o acesso aos dados distribuídos e para manter a integridade do banco de dados global.
- *Gerenciamento dos dados replicados*: Habilidade para decidir qual a cópia de um item de dados replicado será acessada e para manter a consistência das cópias de um item de dados replicado.
- *Recuperação de banco de dados distribuído*: Habilidade para recuperar a partir de falhas em um site individual e a partir de novos tipos de falhas como a queda de links de comunicação.
- *Segurança*: As transações distribuídas devem ser executadas com o gerenciamento adequado da segurança dos dados e dos privilégios de autorização/acesso dos usuários.
- *Gerenciamento do diretório (catálogo) distribuído*: Um diretório contém informações (metadados) sobre os dados no banco de dados. O diretório pode ser global para o BDD inteiro, ou local para cada site. O posicionamento e a distribuição do diretório são questões de projeto e de política.

Essas funções por si só aumentam a complexidade de um SGBDD em relação a um SGBD centralizado. Antes que possamos perceber completamente as vantagens potenciais da distribuição, precisamos encontrar soluções satisfatórias para essas questões e para esses problemas de projeto. A inclusão de toda essa funcionalidade adicional é difícil de ser obtida, e encontrar soluções ótimas é um passo mais avançado.

No nível físico de **hardware,** os seguintes fatores principais distinguem um SGBDD de um sistema centralizado:

- Existem múltiplos computadores, chamados **sites** ou **nodos**.
- Esses sites devem ser conectados por algum tipo de rede de comunicação para transmitir dados e comandos entre sites, conforme mostrado na Figura 25.1c.

Os sites podem estar todos localizados fisicamente próximos — digamos, dentro do mesmo prédio ou do grupo de prédios adjacentes — e conectados por uma **rede local** (*local area network*), ou eles podem ser distribuídos geograficamente por grandes distâncias e conectados por uma rede de **enlace longo** (*long-haul*) ou por uma **rede remota** (*wide area network*). As redes locais geralmente utilizam cabos, ao passo que as redes de enlace longo utilizam linhas telefônicas ou satélites. Também é possível usar uma combinação dos dois tipos de redes.

As redes podem ter **topologias** diferentes que definem caminhos de comunicação direta entre os sites. O tipo e a topologia de rede utilizados podem ter um efeito significativo no desempenho e, conseqüentemente, nas estratégias para o processamento de consultas distribuídas e para o projeto de banco de dados distribuído. Entretanto, para as questões arquitetônicas de alto nível, não importa o tipo de rede utilizado; apenas é relevante que cada site seja capaz de se comunicar, direta ou indiretamente, com todos os outros sites. Para o restante deste capítulo, supomos que algum tipo de rede de comunicação existe entre os sites, independentemente da topologia em particular. Não trataremos de questões de rede específicas, embora seja importante entender que, para uma operação eficiente de um SBDD, as questões de projeto da rede e de desempenho são muito críticas.

25.2 Fragmentação, Replicação e Técnicas de Alocação de Dados para o Projeto de Bancos de Dados Distribuídos

Nesta seção discutimos as técnicas utilizadas para quebrar o banco de dados em unidades lógicas, chamadas **fragmentos**, que podem ser designadas para armazenamento em vários sites. Também discutimos o uso da **replicação de dados**, que permite que certos dados sejam armazenados em mais de um site, e o processo de **alocação** dos fragmentos — ou de réplicas de fragmentos — para armazenamento nos vários sites. Essas técnicas são usadas durante o processo de **projeto do banco de dados distribuído**. A informação referente à fragmentação, à alocação, e à replicação dos dados é armazenada em um **diretório global** acessado pelas aplicações do SBDD conforme seja necessário.

25.2.1 Fragmentação de Dados

Em um BDD, devem ser tomadas decisões referentes a qual *site* deveria ser usado para armazenar quais partes do banco de dados. Por enquanto, faremos a suposição de que *não haja replicação*; ou seja, cada relação — ou parte de uma relação — deve estar armazenada em apenas um site. Discutimos a replicação e seus efeitos posteriormente nesta seção. Também usamos a terminologia de bancos de dados relacional — conceitos semelhantes se aplicam a outros modelos de dados. Supomos que estamos começando com um esquema de banco de dados relacional e que devemos decidir como distribuir as relações por vários sites. Para ilustrar nossa discussão, usamos o esquema de banco de dados relacional da Figura 5.5.

Antes que decidamos como distribuir os dados, precisamos determinar as *unidades lógicas* do banco de dados que serão distribuídas. As unidades lógicas mais simples são as próprias relações; ou seja, cada relação *inteira* deve ser armazenada em um site em particular. Em nosso exemplo, precisamos decidir por um site para armazenar cada uma das relações EMPREGADO, DEPARTAMENTO, PROJETO, TRABALHA_EM e DEPENDENTE da Figura 5.5. Entretanto, em muitos casos, uma relação pode ser dividida em unidades lógicas menores para a distribuição. Por exemplo, considere o banco de dados corporativo mostrado na Figura 5.6, e suponha que existam três *sites* de computadores — um para cada departamento da empresa.[4] Podemos querer armazenar a informação do banco de dados referente a cada departamento no computador do site daquele departamento. Uma técnica chamada *fragmentação horizontal* pode ser usada para dividir cada relação segundo o departamento.

Fragmentação horizontal. Um **fragmento horizontal** de uma relação é um subconjunto das tuplas daquela relação. As tuplas que pertencem ao fragmento horizontal são especificadas por uma condição sobre um ou mais atributos da relação. Freqüentemente, apenas um único atributo é envolvido. Por exemplo, podemos definir três fragmentos horizontais na relação EMPREGADO da Figura 5.6 com as seguintes condições: (DNO = 5), (DNO = 4) e (DNO = 1) — cada fragmento contém as tuplas de EMPREGADO que trabalham para um departamento em particular. De maneira semelhante, podemos definir três fragmentos horizontais para a relação PROJETO, com as condições (DNUM = 5), (DNUM = 4) e (DNUM = 1) — cada fragmento contém as tuplas de PROJETO controladas por um departamento em particular. A **fragmentação horizontal** divide uma relação 'horizontalmente' agrupando linhas para criar subconjuntos de tuplas, onde cada subconjunto possui um significado lógico. Então, esses fragmentos podem ser designados a diferentes sites no sistema distribuído. A **fragmentação horizontal derivada** aplica a partição de uma relação primária (DEPARTAMENTO em nosso exemplo) em outras relações secundárias (EMPREGADO e PROJETO em nosso exemplo), que são relacionadas à relação primária por uma chave estrangeira. Desse modo, os dados relacionados entre as relações primária e secundária são fragmentados da mesma maneira.

Fragmentação vertical. Cada site pode não precisar de todos os atributos de uma relação, o que indicaria a necessidade de um tipo diferente de fragmentação. A **fragmentação vertical** divide uma relação 'verticalmente' segundo colunas. Um **fragmento vertical** de uma relação mantém apenas certos atributos da relação. Por exemplo, podemos querer fragmentar a relação EMPREGADO em dois fragmentos verticais. O primeiro fragmento inclui as informações pessoais — NOME, DATANASC, ENDERECO e SEXO — e o segundo inclui as informações relacionadas ao trabalho — SSN, SALARIO, SUPERSSN, NRD. Essa fragmentação vertical não é exatamente adequada porque, se os dois fragmentos forem armazenados separadamente, não poderemos juntar de volta as tuplas originais de empregado, uma vez que *não há atributo comum* entre os dois fragmentos. É necessário incluir a chave primária ou algum atributo que seja chave candidata em *cada* fragmento vertical de forma que a relação completa possa ser reconstruída a partir dos fragmentos. Conseqüentemente, precisamos adicionar o atributo SSN ao fragmento das informações pessoais.

---

4 É claro que, em uma situação real, haverá muito mais tuplas nas relações do que aquelas mostradas na Figura 5.6.

Observe que cada fragmento horizontal em uma relação R pode ser especificado por uma operação $\sigma_{Ci}(R)$ da álgebra relacional. Um conjunto de fragmentos horizontais cujas condições C1, C2, . . . , Cn incluam todas as tuplas de R — ou seja, toda tupla de R satisfaz (C1 OR C2 OR . . . OR Cn) — é chamada **fragmentação horizontal completa** de R. Em muitos casos, uma fragmentação horizontal completa também é **disjunta**; ou seja, nenhuma tupla de R satisfaz (Ci AND Cj) para todo $i \neq j$. Nossos dois exemplos anteriores de fragmentação horizontal para as relações EMPREGADO e PROJETO eram ambos completos e disjuntos. Para reconstruir a relação R a partir de uma fragmentação horizontal *completa*, precisamos aplicar a operação UNION sobre os fragmentos.

Um fragmento vertical em uma relação R pode ser especificado por uma operação $\pi_{Li}(R)$ da álgebra relacional. Um conjunto de fragmentos verticais cujas listas de projeção L1, L2, . . . , Ln incluem todos os atributos de R, mas que compartilham apenas o atributo que é chave primária de R é chamado **fragmentação vertical completa** de R. Nesse caso, as listas de projeção satisfazem as duas seguintes condições:

- L1 ∪ L2 ∪ . . . ∪ Ln = ATTRS(R).
- Li ∩ Lj = PK(R) para todo $i \neq j$, onde ATTRS(R) é o conjunto de atributos de R e PK(R) é a chave primária de R.

Para reconstruir a relação R a partir de uma fragmentação vertical *completa*, aplicamos a operação OUTER UNION sobre os fragmentos verticais (supondo que nenhuma fragmentação horizontal seja utilizada). Observe que também poderíamos aplicar uma operação FULL OUTER JOIN e obter o mesmo resultado para uma fragmentação vertical completa, até mesmo quando alguma fragmentação horizontal também possa ter sido aplicada. Os dois fragmentos verticais da relação EMPREGADO com listas de projeção L1 = {SSN, NOME, DATANASC, ENDERECO, SEXO} e L2 = {SSN, SALARIO, SUPERSSN, NRD} constituem uma fragmentação vertical completa de EMPREGADO.

Dois fragmentos horizontais que não são completos nem disjuntos são aqueles definidos na relação EMPREGADO da Figura 5.5 pelas condições (SALARIO _ 50000) e (DNO = 4); eles podem não incluir todas as tuplas de EMPREGADO, e eles podem incluir tuplas em comum. Dois fragmentos verticais que não são completos são aqueles definidos pelas listas de atributos L1 = {NOME, ENDERECO} e L2 = {SSN, NOME, SALARIO}; essas listas violam ambas as condições da fragmentação vertical completa.

Fragmentação mista (híbrida). Podemos misturar os dois tipos de fragmentação, gerando uma **fragmentação mista**. Por exemplo, podemos combinar as fragmentações horizontal e vertical da relação EMPREGADO fornecidas anteriormente em uma fragmentação mista que inclua seis fragmentos. Nesse caso a relação original pode ser reconstruída aplicando as operações UNION *e* OUTER UNION (ou OUTER JOIN) na ordem apropriada. Em geral, um **fragmento** de uma relação R pode ser especificado por uma combinação de operações SELECT-PROJECT e $\pi_L(\sigma_C(R))$. Se C = TRUE (ou seja, todas as tuplas são selecionadas) e L ≠ ATTRS(R), obtemos um fragmento vertical, e se C ≠ TRUE e L ≠ ATTRS(R), obtemos um fragmento horizontal. Finalmente, se C ≠ TRUE e L = ATTRS(R), obtemos um fragmento misto. Observe que uma relação pode, ela própria, ser considerada um fragmento com C = TRUE e L = ATTRS(R). Na discussão que se segue, o termo *fragmento* é usado para se referir a uma relação ou a quaisquer dos tipos anteriores de fragmentos.

Um **esquema de fragmentação** de um banco de dados é uma definição de um conjunto de fragmentos que incluem *todos* os atributos e tuplas do banco de dados e satisfazem a condição de que o banco de dados inteiro possa ser reconstruído a partir dos fragmentos pela aplicação de alguma seqüência de operações OUTER UNION (ou OUTER JOIN) e UNION. Às vezes também é útil — embora não seja necessário — ter todos os fragmentos disjuntos exceto para a repetição das chaves primárias entre os fragmentos verticais (ou mistos). No último caso, toda a replicação e distribuição de fragmentos são especificadas claramente em uma fase subseqüente, separadamente da fragmentação.

Um **esquema de alocação** descreve a alocação dos fragmentos para os sites do SBDD; conseqüentemente, é um mapeamento que especifica para cada fragmento o(s) site(s) no(s) qual(is) é armazenado. Se um fragmento é armazenado em mais de um site, ele é dito ser replicado. Discutiremos a replicação e a alocação de dados a seguir.

25.2.2 Replicação e Alocação de Dados

A replicação é útil na melhoria da disponibilidade dos dados. O caso mais extremo é a replicação do *banco de dados inteiro* em todos os sites do sistema distribuído, criando, assim, um **banco de dados distribuído completamente replicado**. Isso pode melhorar notavelmente a disponibilidade porque o sistema pode continuar operando desde que pelo menos um site esteja em operação. Isso também melhora o desempenho da recuperação para consultas globais porque o resultado desse tipo de consulta pode ser obtido localmente a partir de qualquer um dos sites; conseqüentemente, uma consulta de recuperação pode ser processada no site local onde é submetida, se aquele site incluir um módulo de servidor. A desvantagem da replicação completa é que ela pode reduzir drasticamente a velocidade das operações de atualização, uma vez que uma única atualização lógi-

ca deve ser executada em todas as cópias do banco de dados para manter as cópias consistentes. Isso é especialmente verdadeiro se existirem muitas cópias do banco de dados. A replicação completa torna as técnicas de controle da concorrência e de recuperação mais dispendiosas que elas seriam se não houvesse replicação, conforme veremos na Seção 25.5.

O outro extremo da replicação completa envolve possuir **nenhuma replicação** — ou seja, cada fragmento é armazenado em exatamente um site. Nesse caso, todos os fragmentos *devem ser* disjuntos, exceto para a repetição das chaves primárias entre os fragmentos verticais (ou mistos). Isso também é chamado **alocação não-redundante**.

Entre esses dois extremos, temos um amplo espectro de **replicação parcial** dos dados — ou seja, alguns fragmentos do banco de dados podem ser replicados, enquanto outros não. O número de cópias de cada fragmento pode variar de um até o número total de sites do sistema distribuído. Um caso especial de replicação parcial está ocorrendo intensamente em aplicações nas quais trabalhadores móveis — como forças de vendas, consultores financeiros e analistas de sinistro — levam consigo bancos de dados parcialmente replicados em laptops e assistentes pessoais digitais e os sincronizam periodicamente com o banco de dados servidor.[5] Uma descrição da replicação de fragmentos às vezes é chamada **esquema de replicação**.

Cada fragmento — ou cada cópia de um fragmento — precisa ser atribuído a um site em particular do sistema distribuído. Esse processo é chamado **distribuição de dados** (ou **alocação de dados**). A escolha dos sites e o grau de replicação dependem dos objetivos de desempenho e de disponibilidade do sistema e dos tipos e das freqüências das transações submetidas em cada site. Por exemplo, se uma disponibilidade alta for necessária e puderem ser submetidas transações em qualquer site e se a maioria das transações for apenas de recuperação, um banco de dados completamente replicado é uma boa escolha. Entretanto, se certas transações que acessam partes específicas do banco de dados são submetidas principalmente em um site em particular, o conjunto de fragmentos correspondente pode ser alocado apenas naquele site. Os dados que são acessados em múltiplos sites podem ser replicados nesses sites. Se muitas atualizações forem executadas, pode ser útil limitar a replicação. Encontrar uma solução ótima, ou mesmo uma solução boa, para a alocação de dados distribuídos é um problema complexo de otimização.

25.2.3 Exemplo de Fragmentação, Alocação e Replicação

Agora, consideramos um exemplo de fragmentação e distribuição do banco de dados corporativo das figuras 5.5 e 5.6. Suponha que a organização possua três sites de computadores — um para cada departamento atual. Os sites 2 e 3 são para os departamentos 5 e 4, respectivamente. Em cada um desses sites, esperamos o acesso freqüente às informações de EMPREGADO e de PROJETO para os empregados *que trabalham naquele departamento* e para os projetos *controlados por aquele departamento*. Além disso, supomos que esses sites acessem principalmente os atributos NOME, SSN, SALARIO e SUPERSSN de EMPREGADO. O site 1 é usado pela sede da organização e acessa freqüentemente todas as informações de empregado e de projeto, além de manter rastro das informações de DEPENDENTE para propósitos de seguro.

De acordo com essas exigências, o banco de dados inteiro da Figura 5.6 pode ser armazenado no site 1. Para determinar os fragmentos a serem replicados nos sites 2 e 3, primeiro podemos fragmentar horizontalmente DEPARTAMENTO segundo sua chave DNUMERO. Então aplicamos a fragmentação derivada para as relações EMPREGADO, PROJETO e LOCAIS_DEPTO com base em suas chaves estrangeiras para o número do departamento — chamadas DNO, DNUM e DNUMERO, respectivamente, na Figura 5.5. Assim, podemos fragmentar verticalmente os fragmentos de EMPREGADO resultantes para incluir apenas os atributos {NOME, SSN, SALARIO, SUPERSSN e DNO}. A Figura 25.3 mostra os fragmentos mistos EMPD5 e EMPD4, os quais incluem as tuplas de EMPREGADO que satisfazem as condições DNO = 5 e DNO = 4, respectivamente. Os fragmentos horizontais de PROJETO, DEPARTAMENTO e LOCAIS_DEPTO são fragmentados de maneira semelhante segundo o número do departamento. Todos esses fragmentos — armazenados nos sites 2 e 3 — são replicados porque eles também são armazenados no site sede 1.

Agora precisamos fragmentar a relação TRABALHA_EM e precisamos decidir quais fragmentos de TRABALHA_EM serão armazenados nos sites 2 e 3. Somos confrontados com o problema de que nenhum atributo de TRABALHA_EM indica diretamente o departamento para o qual cada tupla pertence. De fato, cada tupla em TRABALHA_EM relaciona um empregado `e` para um projeto `p`. Poderíamos fragmentar TRABALHA_EM baseado no departamento `d` no qual `e` trabalha *ou* baseado no departamento `d'` que controla `p`. A fragmentação se torna fácil se tivermos uma restrição que declara que `d = d'` para todas as tuplas de TRABALHA_EM — ou seja, se os empregados podem trabalhar apenas em projetos controlados pelo departamento para o qual eles trabalham. Entretanto, não há nenhuma restrição desse tipo em nosso banco de dados da Figura 5.6. Por exemplo, a tupla `<333445555, 10, 10.0>` de TRABALHA_EM relaciona um empregado que trabalha para o departamento 5 com um projeto controlado pelo departamento 4. Nesse caso poderíamos fragmentar TRABALHA_EM com base no departamento para o qual o empregado trabalha (que é expresso pela condição `C`) e, a seguir, fragmentar adicionalmente baseado no departamento que controla os projetos para os quais o empregado está trabalhando, conforme mostrado na Figura 25.4.

---

5 Para uma abordagem escalável a fim de sincronizar bancos de dados parcialmente replicados, consulte Mahajan *et al.* (1998).

(a)

EMPD5	FNOME	MINIT	LNOME	SSN	SALARIO	SUPERSSN	DNO
	John	B	Smith	123456789	30000	333445555	5
	Franklin	T	Wong	333445555	40000	888665555	5
	Ramesh	K	Narayan	666884444	38000	333445555	5
	Joyce	A	English	453453453	25000	333445555	5

DEP5	DNOME	DNUMERO	GERSSN	GER_DATA_INICIO
	Research	5	333445555	1988-05-22

DEP5_LOCS	DNUMERO	LOCALIZACAO
	5	Bellaire
	5	Sugarland
	5	Houston

TRABALHA_EM5	ESSN	NRP	HORAS
	123456789	1	32,5
	123456789	2	7,5
	666884444	3	40,0
	453453453	1	20,0
	453453453	2	20,0
	333445555	2	10,0
	333445555	3	10,0
	333445555	10	10,0
	333445555	20	10,0

PROJS5	PNOME	PNUMERO	PLOCALIZACAO	DNUM
	Product X	1	Bellaire	5
	Product Y	2	Sugarland	5
	Product Z	3	Houston	5

Dados no site 2

(b)

EMPD4	FNOME	MINIT	LNOME	SSN	SALARIO	SUPERSSN	DNO
	Alicia	J	Zelaya	999887777	25000	987654321	4
	Jennifer	S	Wallace	987654321	43000	888665555	4
	Ahmad	V	Jabbar	987987987	25000	987654321	4

DEP4	DNOME	DNUMERO	GERSSN	GER_DATA_INICIO
	Administration	4	987654321	1995-01-01

DEP4_LOCS	DNUMERO	LOCALIZACAO
	4	Stafford

TRABALHA_EM	ESSN	NRP	HORAS
	333445555	10	10,0
	999887777	30	30,0
	999887777	10	10,0
	987987987	10	35,0
	987987987	30	5,0
	987654321	30	20,0
	987654321	20	15,0

PROJS4	PNOME	PNUMERO	PLOCALIZACAO	DNUMERO
	Computerization	10	Stafford	4
	Newbenefits	30	Stafford	4

Dados no site 3

FIGURA 25.3 Alocação de fragmentos em sites. (a) Fragmentos de relação no site 2 correspondentes ao departamento 5. (b) Fragmentos de relação no site 3 correspondentes ao departamento 4.

Na Figura 25.4, a união dos fragmentos G1, G2, e G3 fornece todas as tuplas de TRABALHA_EM para os empregados que trabalham para o departamento 5. De maneira similar, a união dos fragmentos G4, G5, e G6 fornece todas as tuplas de TRABALHA_EM para os empregados que trabalham para o departamento 4. Por outro lado, a união dos fragmentos G1, G4 e G7 fornece todas as tuplas de TRABALHA_EM para os projetos controlados pelo departamento 5. As condições para cada um dos fragmentos de G1 até G9 são mostradas na Figura 25.4. As relações que representam os relacionamentos M:N, como TRABALHA_EM, têm freqüentemente diversas fragmentações lógicas possíveis. Em nossa distribuição da Figura 25.3, escolhemos incluir todos os fragmentos que podem ser objetos de junção com um tupla de EMPREGADO ou com uma tupla de PROJETO nos sites 2 e 3. Conseqüentemente, posicionamos a união dos fragmentos G1, G2, G3, G4 e G7 no site 2 e a união dos fragmentos G4, G5, G6, G2 e G8 no site 3. Observe que os fragmentos G2 e G4 são replicados em ambos os sites. Essa estratégia de alocação permite que a

junção entre os fragmentos locais de EMPREGADO ou de PROJETO no site 2 ou no site 3 com o fragmento local de TRABALHA_EM seja executada completamente no local. Isso demonstra claramente como é complexo o problema de fragmentação e de alocação de banco de dados para grandes bancos de dados. A Bibliografia Selecionada ao final deste capítulo discute alguns dos trabalhos realizados nessa área.

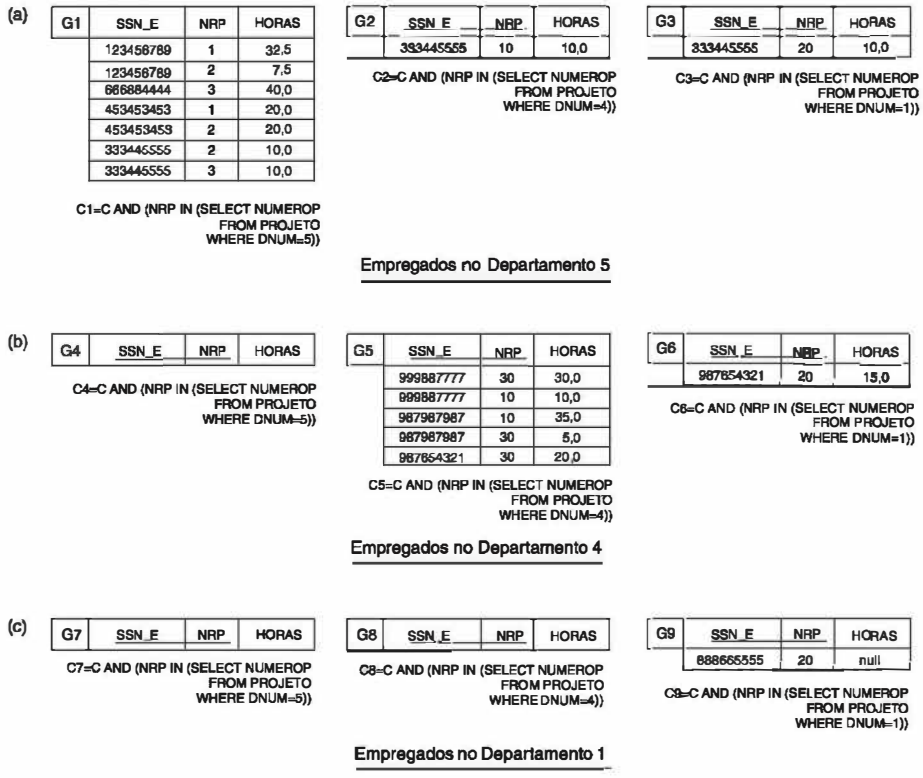


FIGURA 25.4 Fragmentos completos e disjuntos da relação TRABALHA_EM. (a) Fragmentos de TRABALHA_EM para empregados que trabalham no departamento 5 (C=[NUM_SSN_E IN (SELECT SSN FROM EMPREGADO WHERE DNO=5)]). (b) Fragmentos de TRABALHA_EM para empregados que trabalham no departamento 4 (C=[NUM_SSN_E IN (SELECT SSN FROM EMPREGADO WHERE DNO=4)]). (c) Fragmentos de TRABALHA_EM para empregados que trabalham no departamento 1 (C=[NUM_SSN_E IN (SELECT SSN FROM EMPREGADO WHERE DNO=1)]).

25.3 TIPOS DE SISTEMAS DE BANCO DE DADOS DISTRIBUÍDOS

O termo sistema de gerenciamento de banco de dados distribuído pode descrever vários sistemas que diferem uns dos outros em muitos aspectos. A característica principal que todos os sistemas desse tipo possuem em comum é o fato de que os dados e o software são distribuídos por múltiplos sites conectados por alguma forma de rede de comunicação. Nesta seção discutimos vários tipos de SGBDDs e o critério e os fatores que tornam alguns destes sistemas diferentes.

O primeiro fator que consideramos é o **grau de homogeneidade** do software do SGBDD. Se todos os servidores (ou SGBDs locais individuais) usam um software idêntico e todos os usuários (clientes) usam um software idêntico, o SGBDD é chamado **homogêneo**; caso contrário, é chamado **heterogêneo**. Um outro fator relacionado ao grau de homogeneidade é o **grau de autonomia local**. Se não há nenhuma provisão para o site local funcionar como um SGBD *stand-alone*, então o sistema **não possui autonomia local**. Por outro lado, se for permitido o *acesso direto* ao servidor para as transações locais, o sistema possui algum grau de autonomia local.

Em um extremo do espectro de autonomia, temos um SGBDD que 'se parece com' um SGBD centralizado para o usuário. Existe um único esquema conceitual, e todos os acessos ao sistema por meio de um site que é parte do SGBDD — o que signifi-

ca que nenhuma autonomia local existe. No outro extremo, encontramos um tipo de SGBDD chamado *SGBDD federado* (ou de *sistema de multibases de dados*). Nesse tipo de sistema, cada servidor é um SGBD centralizado independente e autônomo que tem seus próprios usuários locais, transações locais e DBA e, conseqüentemente, possui um grau muito alto de *autonomia local*. O termo **sistema de banco de dados federado (SBDF)** é usado quando existir alguma visão ou esquema global da federação de bancos de dados que é compartilhada pelas aplicações. Por outro lado, um **sistema de multibases de dados** (*multidatabase*) não possui um esquema global e constrói interativamente um esquema, conforme a necessidade da aplicação. Ambos os sistemas são híbridos entre os sistemas distribuídos e centralizados, e a distinção que fizemos entre eles não é seguida estritamente. Faremos referências a eles como SBDFs em um sentido genérico.

Em um SBDF heterogêneo, um servidor pode ser um SGBD relacional, um outro um SGBD de rede, e um terceiro um SGBD orientado por objeto ou hierárquico; em tal caso é necessário possuir uma linguagem de sistema canônica e incluir tradutores da linguagem para traduzir as subconsultas da linguagem canônica para a linguagem de cada servidor. Discutimos brevemente as questões que afetam o projeto de SBDFs abaixo.

Questões de Gerenciamento de Sistemas de Bancos de Dados Federados. O tipo de heterogeneidade presente em SBDFs pode surgir a partir de várias fontes. Discutimos essas fontes primeiro e, então, apontamos como os diferentes tipos de autonomia contribuem para uma heterogeneidade semântica que deve ser solucionada em um SBDF heterogêneo.

- *Diferenças nos modelos de dados*: Os bancos de dados em uma organização vêm de uma variedade de modelos de dados, inclusive dos assim chamados modelos legados (de rede e hierárquico, veja os Apêndices E e F), do modelo de dados relacional, do modelo de dados orientado por objeto, e até mesmo de arquivos. As capacidades de modelagem dos modelos variam. Conseqüentemente, lidar com eles de maneira uniforme por meio de um único esquema global ou processá-los em uma linguagem única é desafiante. Mesmo se dois bancos de dados forem ambos do ambiente de SGBDR, a mesma informação poderia ser representada com diferentes nomes de atributo, nomes de relação ou valores em diferentes bancos de dados. Isso exige um mecanismo inteligente de processamento de consultas que possa relacionar a informação baseando-se nos metadados.
- *Diferenças em restrições*: As facilidades de restrições para a especificação e a implementação variam de sistema para sistema. Existem características comparáveis que devem ser reconciliadas na construção de um esquema global. Por exemplo, os relacionamentos dos modelos ER são representados como restrições de integridade referencial no modelo relacional. Gatilhos podem precisar ser usados para implementar certas restrições no modelo relacional. O esquema global também deve tratar dos conflitos potenciais entre as restrições.
- *Diferenças nas linguagens de consulta*: Mesmo com o modelo de dados igual, as linguagens e suas versões variam. Por exemplo, o SQL possui múltiplas versões como o SQL-89, o SQL-92 e o SQL-99, e cada sistema possui seu próprio conjunto de tipos de dados, de operadores de comparação, de características de manipulação de cadeias de caracteres etc.

Heterogeneidade Semântica. A heterogeneidade semântica ocorre quando existem diferenças no significado, na interpretação e na intenção de uso dos mesmos dados ou de dados relacionados. A heterogeneidade semântica entre sistemas de banco de dados (SBDs) componentes cria o maior obstáculo no projeto de esquemas globais de bancos de dados heterogêneos. A **autonomia de projeto** de componentes de SBDs refere-se à sua liberdade de escolher os seguintes parâmetros de projeto, que por sua vez afetam a complexidade eventual do SBDF:

- O *universo de discurso a partir do qual os dados são retirados*: Por exemplo, duas contas de clientes, bancos de dados na federação, podem ser dos Estados Unidos e do Japão com conjuntos de atributos completamente diferentes sobre contas de clientes necessárias para as atividades de contabilidade. As flutuações da taxa de câmbio também apresentariam um problema. Conseqüentemente, as relações nesses dois bancos de dados que possuem nomes idênticos — CLIENTE ou CONTA — podem possuir algumas informações em comum e algumas informações completamente distintas.
- *Representação e nomenclatura*: A representação e a nomenclatura dos elementos de dados e a estrutura do modelo de dados podem ser pré-especificadas para cada banco de dados local.
- *A compreensão, o significado e a interpretação subjetiva dos dados*: Este é um contribuinte principal para a heterogeneidade semântica.
- *Política de transações e de restrições*: Estas tratam do critério de serialização (*serializability*), da compensação de transações e de outras políticas de transações.
- *Derivação de sumários*: Agregação, sumarização e outras características de processamento de dados e de operações que têm o suporte do sistema.

A **autonomia de comunicação** de um SBD componente se refere à sua habilidade em decidir se há comunicação com outro SBD componente. A **autonomia de execução** refere-se à habilidade de um SBD componente em executar operações locais sem a interferência de operações externas por outros SBDs componentes e à sua habilidade em decidir a ordem na qual as irá executar. A **autonomia de associação** de um SBD componente implica que ele possui a habilidade em decidir se e quanto compartilhar de sua funcionalidade (as operações que ele fornece suporte) e de seus recursos (dados que ele gerencia) com outros SBDs componentes. O desafio principal do projeto de SBDFs é fazer os SBDSs componentes interoperarem enquanto ainda lhes são proporcionados os tipos de autonomia acima.

Uma típica arquitetura de esquema de cinco níveis para fornecer suporte a aplicações globais no ambiente de SBDF é mostrada na Figura 25.5. Nessa arquitetura, o **esquema local** é o esquema conceitual (definição completa do banco de dados) de um banco de dados componente, e o **esquema do componente** é derivado por meio da tradução do esquema local em um modelo de dados canônico ou em um modelo comum de dados (CDM – *Common Data Model*) para o SBDF. A tradução do esquema a partir do esquema local para o esquema do componente é acompanhada pela geração de mapeamentos para transformar os comandos, em um esquema de componente, em comandos no esquema local correspondente.

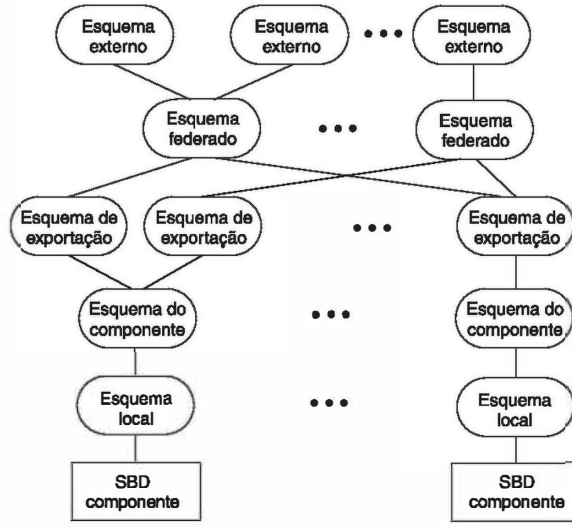


FIGURA 25.5 Arquitetura de esquema de cinco níveis em um sistema de banco de dados federado (SBDF). *Fonte*: Adaptado de Sheth e Larson, Federated Database Systems for Managing Distributed Heterogeneous Autonomous Databases. *ACM Computing Surveys* (vol. 22, nº 3, setembro de 1990).

O **esquema de exportação** representa o subconjunto de um esquema de componente que está disponível para o SBDF. O **esquema federado** é o esquema ou visão global, resultado da integração de todos os esquemas de exportação compartilháveis. Os **esquemas externos** definem o esquema para um grupo de usuários ou para uma aplicação, como na arquitetura de esquema de três níveis.[6]

Todos os problemas relacionados ao processamento de consultas, ao processamento de transações e ao gerenciamento e recuperação de diretório e de metadados se aplicam aos SBDFs com considerações adicionais. Não está em nosso escopo discuti-los em detalhes aqui.

25.4 Processamento de Consultas em Bancos de Dados Distribuídos

Agora oferecemos uma visão geral de como um SGBDD processa e otimiza uma consulta. Discutimos primeiro os custos de comunicação do processamento de uma consulta distribuída. Agora vamos discutir uma operação especial, chamada semijunção (*semijoin*), que é utilizada na otimização de alguns tipos de consultas em um SGBDD.

6 Para uma discussão detalhada das autonomias e da arquitetura de cinco níveis dos SGBDFs, consulte Sheth e Larson (1990).

25.4.1 Custos da Transferência de Dados do Processamento de Consultas Distribuídas

Discutimos as questões envolvidas no processamento e na otimização de uma consulta em um SGBD centralizado no Capítulo 15. Em um sistema distribuído, vários fatores adicionais complicam ainda mais o processamento de consultas. O primeiro é o custo da transferência de dados pela rede. Esses dados incluem os arquivos intermediários que são transferidos para outros sites para processamento posterior, como também os arquivos de resultados finais que podem precisar ser transferidos para o site onde o resultado da consulta é requisitado. Embora esses custos possam não ser muito altos se os *sites* forem conectados por uma rede local de alto desempenho, eles se tornam bastante significativos em outros tipos de redes. Conseqüentemente, os algoritmos de otimização de consultas em SGBDD consideram a meta de redução da *quantidade de transferência de dados* como um critério de otimização na escolha de uma estratégia de execução de consulta distribuída.

Ilustramos isso com dois exemplos simples de consulta. Suponha que as relações EMPREGADO e DEPARTAMENTO da Figura 5.5 sejam distribuídas conforme mostrado na Figura 25.6. Faremos a suposição nesse exemplo de que nenhuma das relações seja fragmentada. De acordo com a Figura 25.6, o tamanho da relação EMPREGADO é $100 * 10.000 = 10^6$ bytes, e o tamanho da relação DEPARTAMENTO é $35 * 100 = 3.500$ bytes. Considere a consulta Q: "Para cada empregado, recupere o nome do empregado e o nome do departamento para o qual o empregado trabalha". Isso pode ser especificado na álgebra relacional como se segue:

$$Q: \pi_{PNOME,UNOME,NOMED}(EMPREGADO \bowtie_{DNO=NUMEROD} DEPARTAMENTO)$$

SITE 1:

EMPREGADO

PNOME	INICIALM	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	NRD

10.000 registros
o tamanho de cada registro é de 100 bytes
o tamanho do campo SSN é de 9 bytes — **o tamanho do campo PNOME é de 15 bytes**
o tamanho do campo NRD é de 4 bytes — **o tamanho do campo UNOME é de 15 bytes**

SITE 2:

DEPARTAMENTO

NOMED	NUMEROD	GER_SSN	GER_DATA_INICIO

100 registros
o tamanho de cada registro é de 35 bytes
o tamanho do campo NUMEROD é de 4 bytes — **tamanho do campo NOMED é de 10 bytes**
o tamanho do campo GER_SSN é de 9 bytes

FIGURA 25.6 Exemplo para ilustrar o volume de dados transferidos.

O resultado dessa consulta incluirá 10 mil registros, supondo-se que todo empregado está relacionado a um departamento. Suponha que cada registro no resultado da consulta *tem o tamanho de 40 bytes*. A consulta é submetida no site 3 distinto, que é chamado **site de resultado**, porque o resultado da consulta é requisitado lá. Nem a relação EMPREGADO nem a relação DEPARTAMENTO reside no site 3. Existem três estratégias simples para executar esta consulta distribuída:

1. Transferir ambas as relações EMPREGADO e DEPARTAMENTO para o site de resultado e executar a junção no site 3. Neste caso um total de 1.000.000 + 3.500 = = 1.003.500 bytes devem ser transferidos.
2. Transferir a relação EMPREGADO para o site 2, executar a junção no site 2 e enviar o resultado para o site 3. O tamanho do resultado da consulta é $40 * 10.000 = 400.000$ bytes, assim 400.000 + 1.000,000 = 1.400.000 bytes devem ser transferidos.
3. Transferir a relação DEPARTAMENTO para o site 1, executar a junção no site 1 e enviar o resultado para o site 3. Neste caso 400.000 + 3.500 = 403.500 bytes devem ser transferidos.

Se a minimização da quantidade de transferência de dados for nosso critério de otimização, deveríamos escolher a estratégia 3. Agora consideremos uma outra consulta Q': "Para cada departamento, recupere o nome do departamento e o nome do gerente do departamento". Isso pode ser especificado na álgebra relacional como se segue:

$$Q': \pi_{PNOME,UNOME,NOMED}(DEPARTAMENTO \bowtie_{GER\_SSN=SSN} EMPREGADO)$$

Novamente, suponha que a consulta seja submetida no site 3. As mesmas três estratégias para a execução da consulta Q se aplicam a Q', exceto que o resultado de Q' inclui apenas 100 registros, supondo que cada departamento possua um gerente:

1. Transferir ambas as relações EMPREGADO e DEPARTAMENTO para o site de resultado e executar a junção no site 3. Neste caso, um total de 1.000.000 + 3.500 = = 1.003.500 bytes devem ser transferidos.
2. Transferir a relação EMPREGADO para o site 2, executar a junção no site 2 e enviar o resultado para o site 3. O tamanho do resultado da consulta é 40 * 100 = 4.000 bytes, assim, 4.000 + 1.000,000 = 1.004.000 bytes devem ser transferidos.
3. Transferir a relação DEPARTAMENTO para o site 1, executar a junção no site 1 e enviar o resultado para o site 3. Neste caso, 4.000 + 3.500 = 7.500 bytes devem ser transferidos.

Novamente, deveríamos escolher a estratégia 3 — nesse caso, por uma esmagadora margem sobre as estratégias 1 e 2. As três estratégias anteriores são as mais óbvias para o caso em que o site de resultado (site 3) é diferente de todos os sites que contêm os arquivos envolvidos na consulta (sites 1 e 2). Entretanto, suponha que o site de resultado é o site 2; então temos duas estratégias simples:

1. Transferir a relação EMPREGADO para o site 2, executar a consulta e apresentar o resultado para o usuário no site 2. Aqui, o mesmo número de bytes — 1.000.000 — deve ser transferido para ambas Q e Q'.
2. Transferir a relação DEPARTAMENTO para o site 1, executar a consulta no site 1 e mandar o resultado de volta para o site 2. Neste caso 400.000 + 3.500 = 403.500 bytes devem ser transferidos para Q e 4.000 + 3.500 = 7.500 bytes para Q'.

Uma estratégia mais complexa, que às vezes funciona melhor do que essas estratégias simples, usa uma operação chamada **semijunção** (*semijoin*). A seguir, apresentamos essa operação e discutimos a execução distribuída utilizando semijunções.

25.4.2 Processamento de Consulta Distribuída Utilizando Semijunção (*Semijoin*)

A idéia oculta no processamento de consulta distribuída utilizando a *operação semijunção* é reduzir o número de tuplas em uma relação antes de transferi-la para um outro site. Intuitivamente, a idéia é enviar a *coluna de junção* de uma relação R para o site onde a outra relação S está localizado; então é realizada a junção desta coluna com S. Na seqüência, os atributos de junção, junto com os atributos requeridos no resultado, são projetados e transportados de volta para o site original e participam de uma junção com R. Conseqüentemente, apenas a coluna de junção de R é transferida em uma direção, e um subconjunto de S sem tuplas ou atributos irrelevantes são transferidos na outra direção. Se apenas uma pequena fração das tuplas de S participa da junção, esta pode ser uma solução bastante eficiente para a minimização da transferência de dados.

Para ilustrar isso, considere a seguinte estratégia para a execução de Q ou de Q':

1. Projetar os atributos de junção de DEPARTAMENTO no site 2 e transferi-los para o site 1. Para Q, transferimos F = π_{NUMEROD}(DEPARTAMENTO), cujo tamanho é 4 * 100 = 400 bytes, ao passo que, para Q', transferimos F' = $\pi_{\text{GER\_SSN}}$ (DEPARTAMENTO), cujo tamanho é 9 * 100 = 900 bytes.
2. Realizar a junção do arquivo transferido com a relação EMPREGADO no site 1 e transferir os atributos requeridos do arquivo resultante para o site 2. Para Q, transferimos R = $\pi_{\text{DNRD, PNOME, UNOME}}$(F $\bowtie_{\text{NUMEROD=NRD}}$ EMPREGADO), cujo tamanho é 34 * 10.000 = 340.000 bytes, enquanto para Q', transferimos R' = $\pi_{\text{GER\_SSN, PNOME, UNOME}}$ (F' $\bowtie_{\text{GER\_SSN=SSN}}$ EMPREGADO), cujo tamanho é 39 * 100 = 3.900 bytes.
3. Executar a consulta pela junção do arquivo transferido R ou R' com DEPARTAMENTO e apresentar o resultado para o usuário no site 2.

Utilizando essa estratégia, transferimos 340.400 bytes para Q e 4.800 bytes para Q'. Limitamos os atributos e as tuplas de EMPREGADO transmitidas para o site 2, no passo 2, para somente aquelas que *realmente participarão da junção* com uma tupla de DEPARTAMENTO no passo 3. Para a consulta Q, isso resultou em todas as tuplas de EMPREGADO, dessa forma, pequena melhoria foi obtida. Entretanto, para Q' apenas 100 entre as 10 mil tuplas de EMPREGADO foram necessárias.

A operação semijunção foi concebida para formalizar essa estratégia. Uma **operação semijunção** (*semijoin*) R $\ltimes_{A=B}$ S, onde A e B são atributos compatíveis com o domínio de R e S, respectivamente, produz o mesmo resultado que a expressão da álgebra relacional π_R(R $\bowtie_{A=B}$ S). Em um ambiente distribuído onde R e S residem em sites diferentes, tipicamente a semijunção é implementada transferindo primeiro F = π_B(S) para o site onde R reside e depois realizando a junção de F com R, levando, assim, à estratégia discutida aqui.

Observe que a operação semijunção não é comutativa; ou seja, R $\ltimes$ S $\neq$ S $\ltimes$ R

25.4.3 Decomposição de Consulta e Atualização

Em um SGBDD *sem transparência de distribuição*, o usuário especifica uma consulta diretamente em termos dos fragmentos específicos. Por exemplo, considere uma outra consulta Q: "Recupere os nomes e as horas por semana para cada empregado que trabalha em algum projeto controlado por departamento 5", que é especificado no banco de dados distribuído em que as relações dos sites 2 e 3 são mostradas na Figura 25.3, e aquelas do site 1 são mostradas na Figura 5.6, como em nosso exemplo prévio. Um usuário que submete esta consulta precisa especificar se ele se refere às relações PROJS5 e TRABALHA_EM5 no site 2 (Figura 25.3) ou às relações PROJETO e TRABALHA_EM no site 1 (Figura 5.6). O usuário também precisa manter a consistência dos itens de dados replicados quando atualizar um SGBDD *sem transparência de replicação*.

Por outro lado, um SGBDD que provê suporte *completo à transparência de distribuição, de fragmentação* e *de replicação* permite que o usuário especifique uma consulta ou uma solicitação de atualização para o esquema da Figura 5.5 da mesma maneira como se o SGBD fosse centralizado. Para as atualizações, o SGBDD é responsável pela manutenção da *consistência entre os itens replicados* por meio do uso de um dos algoritmos de controle da concorrência distribuída a serem discutidos na Seção 25.5. Para as consultas, um módulo **de decomposição de consulta** deve separar ou **decompor** uma consulta em **subconsultas** que podem ser executadas nos sites individuais. Além disso, precisa ser gerada uma estratégia para a combinação dos resultados das subconsultas para formar o resultado da consulta. Sempre que o SGBDD determinar que um item referenciado em uma consulta está replicado, ele precisa escolher ou **materializar** uma réplica em particular durante a execução da consulta.

Para determinar quais réplicas incluem os itens de dados referenciados em uma consulta, o SGBDD se refere às informações de fragmentação, replicação, e distribuição armazenadas no catálogo do SGBDD. Para a fragmentação vertical, a lista de atributos para cada fragmento é mantida no catálogo. Para a fragmentação horizontal, uma condição, às vezes chamada **guarda**, é mantida para cada fragmento. Basicamente esta é uma condição de seleção que especifica quais as tuplas que existem no fragmento; ela é chamada de guarda porque *apenas as tuplas que satisfazem essa condição* têm a permissão de serem armazenadas no fragmento. Para fragmentos mistos, ambas, a lista de atributos e a guarda, são mantidas no catálogo.

Em nosso exemplo prévio, as condições de guarda para os fragmentos no site 1 (Figura 5.6) são TRUE (todas as tuplas), e as listas de atributos são * (todos os atributos). Para os fragmentos mostrados na Figura 25.3, temos as condições de guarda e as listas de atributos mostradas na Figura 25.7. Quando o SGBDD decompõe um pedido de atualização, ele pode determinar quais fragmentos devem ser atualizados examinando as suas condições de guarda. Por exemplo, uma solicitação de usuário para incluir uma nova tupla de EMPREGADO <'Alex', 'B', 'Coleman', '345671239', '22-ABR-64', '3306 Sandstone, Houston, TX', M, 33000, '987654321', 4> seria decomposta pelo SGBDD em dois pedidos de inclusão: o primeiro inclui a tupla precedente no

(a) EMPD5
  lista de atributos: PNOME,INICIALM,UNOME,SSN,SALARIO,SUPERSSN, NRD
  condição de guarda: NRD=5
  DEP5
  lista de atributos: * (todos os atributos NOMED,NUMEROD,GER_SSN,DATAINICIO_GER)
  condição de guarda: NUMEROD=5
  DEP5_LOCS
  lista de atributos: * (todos os atributos NUMEROD,SEDE)
  condição de guarda: NUMEROD=5
  PROJS5
  lista de atributos: * (todos os atributos NOMEP,NUMEROP,SEDEP,DNUM)
  condição de guarda: DNUM=5
  TRABALHA_EM5
  lista de atributos: * (todos os atributos SSN_E,NRP,HORAS)
  condição de guarda: SSN_E IN (π_{SSN} (EMPD5)) OR NRP IN ($\pi_{NUMEROP}$ (PROJS5))

  EMPD4
(b) lista de atributos: PNOME,INICIALM,UNOME,SSN,SALARIO,SUPERSSN, NRD
  condição de guarda: NRD=4
  DEP4
  lista de atributos: * (todos os atributos NOMED,NUMEROD,GER_SSN,DATAINICIO_GER)
  condição de guarda: NUMEROD=4
  DEP4_LOCS
  lista de atributos: * (todos os atributos NUMEROD,SEDE)
  condição de guarda: NUMEROD=4
  PROJS4
  lista de atributos: * (todos os atributos NOMEP,NUMEROP,SEDEP,DNUM)
  condição de guarda: DNUM=4
  TRABALHA_EM4
  lista de atributos: * (todos os atributos SSN_E,NRP,HORAS)
  condição de guarda: SSN_E IN (π_{SSN} (EMPD4))
  OR NRP IN ($\pi_{NUMEROP}$ (PROJS4))

FIGURA 25.7 Condições de guarda e listas de atributos para fragmentos. (a) Fragmentos do site 2. (b) Fragmentos do site 3.

fragmento EMPREGADO no site 1, e o segundo inclui a tupla projetada <'Alex', 'B', 'Coleman', '345671239', 33000, '987654321', 4> no fragmento EMFD4 no site 3.

Para a decomposição de consultas, o SGBDD pode determinar quais fragmentos podem conter as tuplas requeridas comparando a condição de consulta com as condições de guarda. Por exemplo, considere a consulta Q: "Recupere os nomes e as horas por semana para cada empregado que trabalhe em algum projeto controlado pelo departamento 5"; isso pode ser especificado em SQL para o esquema da Figura 5.5 como segue:

```
Q: SELECT   PNOME, UNOME, HORAS
   FROM     EMPREGADO, PROJETO, TRABALHA_EM
   WHERE    DNUM=5 AND NUMEROP=NRP AND SSN_E=SSN;
```

Suponha que a consulta seja submetida no site 2, que é onde o resultado de consulta será necessário. O SGBDD pode determinar a partir da condição de guarda em PROJS5 e TRABALHA_EM5 que todas as tuplas que satisfazem as condições (DNUM = 5 AND NUMEROP = NRP) residam no site 2. Conseqüentemente, isso pode decompor a consulta nas seguintes subconsultas da álgebra relacional:

$$T1 \leftarrow \pi_{SSN\_E}(PROJS5 \ ^{\times}_{NUMEROP=NRP} TRABALHA\_EM5)$$
$$T2 \leftarrow \pi_{SSN\_E, PNOME, UNOME}(T1 \ ^{\bowtie}_{SSN\_E=SSNEMPREGADO})$$
$$RESULTADO \leftarrow \pi_{PNOME, UNOME, HORAS}(T2 \ * \ TRABALHA\_EM5)$$

Essa decomposição pode ser utilizada para executar a consulta usando uma estratégia de semijunção. O SGBDD conhece a partir das condições de guarda que PROJS5 contém exatamente aquelas tuplas que satisfazem (DNUM = 5) e que TRABALHA_EM5 contém todas as tuplas que participarão da junção com PROJS5; conseqüentemente, a subconsulta T1 pode ser executada no site 2, e a coluna SSN_E projetada pode ser enviada para o site 1. Então a subconsulta T2 pode ser executada no site 1, e o resultado pode ser mandado de volta para o site 2, onde o resultado final da consulta é calculado e apresentado ao usuário. Uma estratégia alternativa seria enviar a própria consulta Q para o site 1, que inclui todas as tuplas do banco de dados, em que ela seria executada localmente e de onde o resultado seria enviado de volta para o site 2. O otimizador de consulta estimaria os custos de ambas as estratégias e escolheria aquela com a menor estimativa de custo.

25.5 Visão Geral do Controle de Concorrência e de Recuperação em Bancos de Dados Distribuídos

Para propósitos de controle de concorrência e de recuperação, diversos problemas surgem em um ambiente de SGBD distribuído que não são encontrados em um ambiente de SGBD centralizado. Entre eles, incluem-se os seguintes:

- *Manipulação de* **múltiplas cópias** *dos itens de dados*: O método de controle de concorrência é responsável pela manutenção da consistência entre essas cópias. O método de recuperação é responsável por fazer uma cópia consistente com as outras cópias se o site no qual a cópia é armazenada falhar e for recuperado posteriormente.
- *Falhas de sites individuais*: O SGBDD deveria continuar a operar com seus sites em operação, se possível, quando um ou mais sites individuais falharem. Quando um site for recuperado, seu banco de dados local deve ser atualizado em relação aos demais sites antes que ele volte ao sistema.
- *Falha de links de comunicação*: O sistema deve ser capaz de lidar com a falha de um ou mais links de comunicação que conectam os sites. Um caso extremo desse problema é que a **partição da rede** pode ocorrer. Isso divide os sites em duas ou mais partições, na qual os sites dentro de cada partição podem se comunicar apenas entre si e não com sites de outras partições.
- *Commit distribuído*: Problemas podem surgir quando realizando o *commit* de uma transação que está acessando bancos de dados armazenados em múltiplos sites se alguns dos sites falharem durante o processo de *commit*. O **protocolo commit de duas fases** (Capítulo 19) freqüentemente é usado para tratar este problema.
- *Deadlock* distribuído: O *deadlock* pode ocorrer entre vários sites, assim, as técnicas para lidar com *deadlocks* devem ser estendidas para levar isto em consideração.

As técnicas de controle de concorrência e de recuperação precisam lidar com esses e outros problemas. Nas subseções seguintes, revisamos algumas das técnicas que têm sido sugeridas para lidar com o controle de recuperação e concorrência em SGBDDs.

25.5.1 Controle de Concorrência Distribuída com Base em uma Cópia Distinta de um Item de Dados

Para lidar com itens de dados replicados em um banco de dados distribuído, vários métodos de controle de concorrência têm sido propostos que estendem as técnicas de controle de concorrência para bancos de dados centralizados. Discutimos estas técnicas no contexto de estender o *bloqueio* centralizado. Extensões semelhantes se aplicam às outras técnicas de controle da concorrência. A idéia é designar *uma cópia em particular* de cada item de dados como uma **cópia distinta**. Os bloqueios para esse item de dados são associados *à cópia distinta*, e todas as solicitações de bloqueio e desbloqueio são enviadas para o site que contém aquela cópia.

Vários métodos diferentes estão baseados nessa idéia, mas eles diferem em seus métodos para escolher as cópias distintas. Na **técnica de site primário**, todas as cópias distintas são mantidas no mesmo site. Uma modificação dessa abordagem é o site primário com um **site de backup**. Uma outra abordagem é o método da **cópia primária**, no qual as cópias distintas dos vários itens de dados podem ser armazenadas em sites diferentes. Um site que inclui uma cópia distinta de um item de dados basicamente atua como o **site coordenador** do controle de concorrência para aquele item. Discutimos essas técnicas a seguir.

Técnica de Site Primário. Nesse método um único **site primário** é designado para ser o **site coordenador** *para todos os itens do banco de dados*. Conseqüentemente, todos os bloqueios são mantidos naquele site, e todos os pedidos de bloqueio e desbloqueio são enviados para lá. Assim, esse método é uma extensão da abordagem de bloqueio centralizada. Por exemplo, se todas as transações seguirem o protocolo de bloqueio de duas fases, a serialização (*serializability*) estará garantida. A vantagem dessa abordagem é que ela é uma extensão simples da abordagem centralizada e, conseqüentemente, não é complexa demais. Entretanto, ela possui certas desvantagens inerentes. Uma delas é que todos os pedidos de bloqueio são enviados para um único site, possivelmente sobrecarregando aquele site e causando um gargalo no sistema. Uma segunda desvantagem é que a falha do site primário paralisa o sistema, uma vez que todas as informações de bloqueio são mantidas naquele site. Isto pode limitar a confiabilidade e a disponibilidade do sistema.

Embora todos os bloqueios sejam acessados no site primário, os itens propriamente ditos podem ser acessados em qualquer site no qual eles residam. Por exemplo, uma vez que uma transação obtém um READ_LOCK (bloqueio de leitura) em um item de dados do site primário, ela pode acessar qualquer cópia daquele item de dados. Entretanto, uma vez que uma transação obtém um WRITE_LOCK (bloqueio de escrita) e atualiza um item de dados, o SGBDD é responsável por atualizar *todas as cópias* do item de dados antes de liberar o bloqueio.

Site Primário com Site de Backup. Essa abordagem trata da segunda desvantagem do método de site primário designando um segundo site para ser um **site de backup**. Toda a informação bloqueada é mantida em ambos os sites, primário e de *backup*. No caso de falha do site primário, o site de backup assume como site primário, e um novo site de backup é escolhido. Isso simplifica o processo de recuperação de falha do site primário, uma vez que o site de backup assume, e o processamento pode retomar depois que um novo site de backup seja escolhido e a informação do estado de bloqueio seja copiada para aquele site. Entretanto, isso reduz a velocidade do processo de aquisição de bloqueios, porque todos os pedidos e concessões de bloqueio devem ser registrados em *ambos os sites, primário e de backup*, antes que uma resposta seja enviada à transação solicitante. O problema dos sites primários e de backup se tornarem sobrecarregados de solicitações e reduzirem a velocidade do sistema continua grande.

Técnica da Cópia Primária. Esse método tenta distribuir a carga de coordenação de bloqueio entre vários sites tendo cópias distintas de diferentes itens de dados *armazenadas em sites diferentes*. A falha de um site afeta todas as transações que estão acessando bloqueios para itens cujas cópias primárias residam naquele sites, mas outras transações não são afetadas. Esse método também pode utilizar sites de backup para aumentar a confiabilidade e a disponibilidade.

Escolha de um Novo Site Coordenador em Caso de Falha. Sempre que um site coordenador falhar em quaisquer das técnicas anteriores, os sites que ainda estão em operação precisam escolher um novo coordenador. No caso da abordagem de site primário *sem* site de backup, todas as transações em execução precisam ser abortadas e reiniciadas em um tedioso processo de recuperação. Parte do processo de recuperação envolve a escolha de um novo site primário e a criação de um processo de gerenciador de bloqueio e de um registro para todas as informações de bloqueio naquele site. Para os métodos que usam sites de backup, o processamento de transações é suspenso enquanto o site de backup é designado como o novo site primário, e um novo site de backup é escolhido e a ele são enviadas cópias de todas as informações de bloqueio a partir do novo site primário.

Se um site de backup X estiver prestes a se tornar o novo site primário, X pode escolher o novo site de backup entre os sites em operação no sistema. Entretanto, se nenhum site de backup existir, ou se ambos os sites, primário e de backup, estiverem inoperantes, um processo chamado **eleição** pode ser utilizado para escolher o novo site coordenador. Nesse processo, qualquer site Y que tentar se comunicar repetidamente com o site coordenador e falhar em fazê-lo pode supor que o coordenador está inoperante e pode, assim, iniciar o processo de eleição enviando uma mensagem para todos os sites em operação propondo que Y se torne o novo coordenador. Assim que Y receber a maioria de votos sim, Y pode declarar-se o novo coordenador. O próprio algoritmo de eleição é bastante complexo, mas essa é a idéia principal por trás do método de eleição. O algoritmo também soluciona qualquer tentativa de dois ou mais sites se tornarem o coordenador ao mesmo tempo. As referências na Bibliografia Selecionada ao final deste capítulo discutem o processo em detalhes.

25.5.2 Controle de Concorrência Distribuída Baseada em Votação

Todos os métodos de controle de concorrência para itens replicados discutidos anteriormente usam a idéia de uma cópia distinta que mantém os bloqueios para aquele item. No **método de votação**, não há cópia distinta; em vez disso, uma solicitação de bloqueio é enviada para todos os sites que possuem uma cópia do item de dados. Cada cópia mantém seu próprio bloqueio e pode conceder ou negar a solicitação para bloqueios. Se para uma transação que solicitar um bloqueio for concedido o bloqueio pela *maioria* das cópias, ela mantém o bloqueio e informa a *todas as cópias* que lhe foi concedido o bloqueio. Se uma transação não receber a maioria de votos que lhe concedam um bloqueio dentro de um certo *período de time-out*, ela cancela sua solicitação e informa a todos os sites do cancelamento.

O método de votação é considerado um método de controle de concorrência verdadeiramente distribuído, pois a responsabilidade por uma decisão reside em todos os sites envolvidos. Estudos de simulação têm mostrado que a votação tem um tráfego maior de mensagens entre os sites que os métodos de cópia distinta. Se o algoritmo levar em consideração as possíveis falhas de sites durante o processo de votação, ele se torna extremamente complexo.

25.5.3 Recuperação Distribuída

O processo de recuperação em bancos de dados distribuídos é bastante complicado. Aqui damos apenas uma breve idéia de algumas das questões. Em alguns casos, é bastante difícil até mesmo determinar se um site está inoperante sem trocar muitas mensagens com os outros sites. Por exemplo, suponha que o site X envie uma mensagem para o site Y e espere uma resposta de Y, mas não a recebe. Há várias possíveis explicações:

- A mensagem não foi entregue a Y por causa de falha de comunicação.
- O site Y está inoperante e não pôde responder.
- O site Y está em operação e enviou uma resposta, porém a resposta não foi entregue.

Sem informação adicional ou o envio de mensagens adicionais, é difícil determinar o que de fato aconteceu.

Outro problema com a recuperação distribuída é o *commit* distribuído. Quando uma transação está atualizando dados em vários sites, ela não pode realizar o *commit* até que esteja segura de que o efeito da transação em *cada* site não possa ser perdido. Isso significa que todo site precisa primeiro ter registrado os efeitos locais das transações permanentemente no log local do site em disco. O protocolo *commit* de duas fases, discutido na Seção 19.6, freqüentemente é usado para assegurar a correção do *commit* distribuído.

25.6 Uma Visão Geral da Arquitetura Cliente-Servidor 3-*Tier* (3 Camadas)

Conforme apontamos na introdução do capítulo, os SGBDDs de escala completa não foram desenvolvidos para dar suporte a todos os tipos de funcionalidades que discutimos até aqui. Em vez disso, aplicações de bancos de dados distribuídos estão sendo desenvolvidas no contexto das arquiteturas cliente-servidor. Já apresentamos a arquitetura cliente-servidor *two-tier* (duas camadas) na Seção 2.5. Agora é mais comum utilizar uma arquitetura *three-tier* (três camadas), em particular em aplicações Web. Essa arquitetura é ilustrada na Figura 25.8.

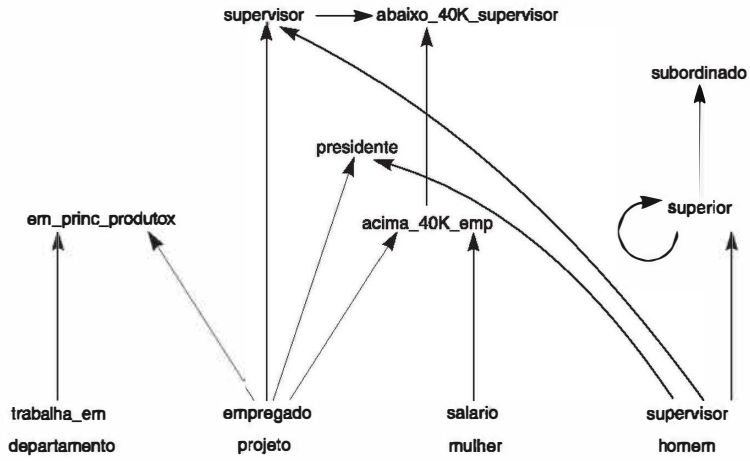


FIGURA 25.8 A arquitetura cliente-servidor 3-*tier* (3 camadas).

Na arquitetura cliente-servidor *three-tier* (três camadas), as seguintes três camadas existem:

1. Camada de apresentação (cliente): Esta provê a interface do usuário e interage com o usuário. Os programas nessa camada apresentam interfaces ou formulários Web para o cliente a fim de interagir com a aplicação. Os navegadores (*browsers*) Web freqüentemente são utilizados, e entre as linguagens utilizadas se incluem o HTML, o JAVA, o JavaScript, o PERL, o Visual Basic etc. Essa camada lida com a entrada e a saída de dados, e a navegação do usuário por meio da aceitação de comandos do usuário e da exibição da informação necessária, normalmente na forma de páginas Web estáticas ou dinâmicas. As ultimas são empregadas quando a interação envolver o acesso a bancos de dados. Quando uma interface Web é utilizada, essa camada geralmente se comunica com a camada de aplicação pelo protocolo HTTP.
2. Camada de aplicação (lógica empresarial): Essa camada programa a lógica da aplicação. Por exemplo, consultas podem ser formuladas com base na entrada de dados do usuário no cliente, ou resultados de consultas podem ser formatados e enviados ao cliente para apresentação. Funcionalidades de aplicação adicionais podem ser tratadas nessa camada, como verificações de segurança, de identidade e outras funções. A camada de aplicação pode interagir com um ou mais bancos de dados ou fontes de dados, conforme necessário, por meio da conexão ao banco de dados utilizando ODBC, JDBC, SQL/CLI ou outras técnicas de acesso a banco de dados.
3. Servidor de banco de dados: Essa camada manipula as solicitações de consulta e de atualização na camada de aplicação, processa as solicitações e envia os resultados. Geralmente o SQL é usado para acessar o banco de dados se ele for relacional ou objeto-relacional e as *stored procedures* (procedimentos armazenados) do banco de dados podem ser chamadas. Os resultados da consulta (e consultas) podem ser formatados em XML (Capítulo 26) quando forem transmitidos entre o servidor de aplicação e o servidor de banco de dados.

Exatamente como dividir a funcionalidade do SGBD entre cliente, servidor de aplicação, e servidor de banco de dados pode variar. A abordagem comum é incluir a funcionalidade de um SGBD centralizado no nível do servidor de banco de dados. Vários produtos de SGBD relacional tomaram essa abordagem, na qual um servidor SQL é fornecido. Dessa forma, o servidor de aplicação precisa formular as consultas SQL apropriadas e se conectar ao servidor de banco de dados quando necessário. O cliente provê o processamento para as interações de interface do usuário. Dado que o SQL é um padrão relacional, diversos servidores SQL, possivelmente fornecidos por diversos fornecedores, podem aceitar comandos SQL por meio de padrões como ODBC, JDBC, SQL/CLI (Capítulo 9).

Nessa arquitetura, o servidor de aplicação também pode se referir a um dicionário de dados que inclui informações sobre a distribuição de dados entre os vários servidores SQL, assim como módulos para a decomposição de uma consulta global em várias consultas locais que podem ser executadas nos vários sites. A interação entre servidor de aplicação e servidor de banco de dados poderia proceder como segue durante o processamento de uma consulta SQL:

1. O servidor de aplicação formula uma consulta de usuário baseado na entrada de dados na camada de cliente e a decompõe em várias consultas de site independentes. Cada consulta de site é enviada para o site do servidor de banco de dados apropriado.
2. Cada servidor de banco de dados processa a consulta local e envia os resultados para o site do servidor de aplicação. Cada vez mais, o XML está sendo reconhecido como o padrão para o intercâmbio de dados (Capítulo 26), de forma que o servidor de banco de dados pode formatar o resultado da consulta em XML antes de enviá-lo ao servidor de aplicação.
3. O servidor de aplicação combina os resultados das subconsultas para produzir o resultado da consulta originalmente solicitada, formata-o em HTML ou alguma outra forma aceita pelo cliente, e o envia para o site do cliente para exibição.

O servidor de aplicação é responsável pela geração de um plano de execução distribuído para uma consulta ou transação de múltiplos sites e pela supervisão da execução distribuída por meio do envio de comandos para os servidores. Esses comandos incluem as consultas e as transações locais a serem executadas, assim como comandos para transmitir dados a outros clientes ou servidores. Uma outra função controlada pelo servidor de aplicação (ou coordenador) é a de assegurar a consistência das cópias replicadas de um item de dados por meio do emprego de técnicas de controle de concorrência distribuída (ou global). O servidor de aplicação também precisa assegurar a atomicidade das transações globais por meio da execução da recuperação global quando certos sites falharem. Discutimos a recuperação distribuída e o controle de concorrência na Seção 25.5.

Se o SGBDD tiver a capacidade de *esconder* os detalhes da distribuição de dados do servidor de aplicação, ele habilita o servidor de aplicação a executar consultas e transações globais como se o banco de dados fosse centralizado, sem a necessidade de especificar os sites nos quais os dados referenciados na consulta ou transação residem. Esta propriedade é chamada de **transparência de distribuição**. Alguns SGBDDs não provêem transparência de distribuição; ao contrário, requerem que as aplicações estejam cientes dos detalhes da distribuição dos dados.

25.7 Bancos de Dados Distribuídos no Oracle

Na arquitetura cliente-servidor, o sistema de banco de dados Oracle é dividido em duas partes: (1) um *front-end* que é a parte cliente, e (2) um *back-end* que é a parte servidor. A parte cliente é a aplicação *front-end* do banco de dados que interage com o usuário. O cliente não tem responsabilidade de acesso aos dados e meramente trata a solicitação, o processamento e a apresentação de dados gerenciados pelo servidor. A parte servidor executa o Oracle e trata as funções relacionadas ao acesso compartilhado concorrente. Ela aceita sentenças SQL e PL/SQL originárias das aplicações clientes, processa-as e envia os resultados de volta ao cliente. Aplicações cliente-servidor do Oracle proporcionam transparência de localização, tornando a localização dos dados transparente para os usuários; diversas características, como visões, sinônimos e procedimentos contribuem para isso. A nomenclatura global é obtida utilizando <NOMEDATABELA.@,NOMEDOBANCODEDADOS> para fazer referências únicas a tabelas.

O Oracle usa um protocolo *commit* de duas fases para lidar com transações distribuídas concorrentes. A declaração COMMIT ativa um mecanismo de *commit* de duas fases. O processo em background RECO (recuperador) automaticamente soluciona o resultado daquelas transações distribuídas nas quais o *commit* foi interrompido. O RECO de cada servidor Oracle local automaticamente realiza o *commit* ou retorna consistentemente quaisquer transações distribuídas 'em estado de dúvida' em todos os nodos envolvidos. Para falhas a longo prazo, o Oracle permite que cada DBA local manualmente realize o *commit* ou retorne qualquer transação em estado duvidoso e libere os recursos. A consistência global pode ser mantida restaurando o banco de dados em cada site a um ponto fixo predeterminado no passado.

A arquitetura de banco de dados distribuído do Oracle é mostrada na Figura 25.9. Um nodo em um sistema de banco de dados distribuído pode agir como um cliente, como um servidor, ou ambos, dependendo da situação. A figura mostra dois sites onde bancos de dados chamados SD (sede) e Vendas são mantidos. Por exemplo, na aplicação mostrada em execução na sede, para uma sentença SQL emitida para os dados locais (por exemplo, DELETE FROM DEPARTAMENT ...), o computador SD atua como um servidor, enquanto para uma sentença para dados remotos (por exemplo, INSERT INTO EMP@VENDAS) o computador SD atua como um cliente.

Todos os bancos de dados Oracle em um sistema de banco de dados distribuído (SBDD) usam o software de rede Net8 do Oracle para a comunicação entre bancos de dados. O Net8 permite que os bancos de dados se comuniquem pela rede para dar suporte a transações remotas e distribuídas. Ele encapsula as sentenças SQL em um dos muitos protocolos de comunicação para possibilitar a comunicação de cliente para servidor e então encapsula os resultados de volta para o cliente de maneira similar. Cada banco de dados possui um nome global único fornecido por um arranjo hierárquico de nomes de domínio de rede, usada como um prefixo do nome de banco de dados para torná-lo único.

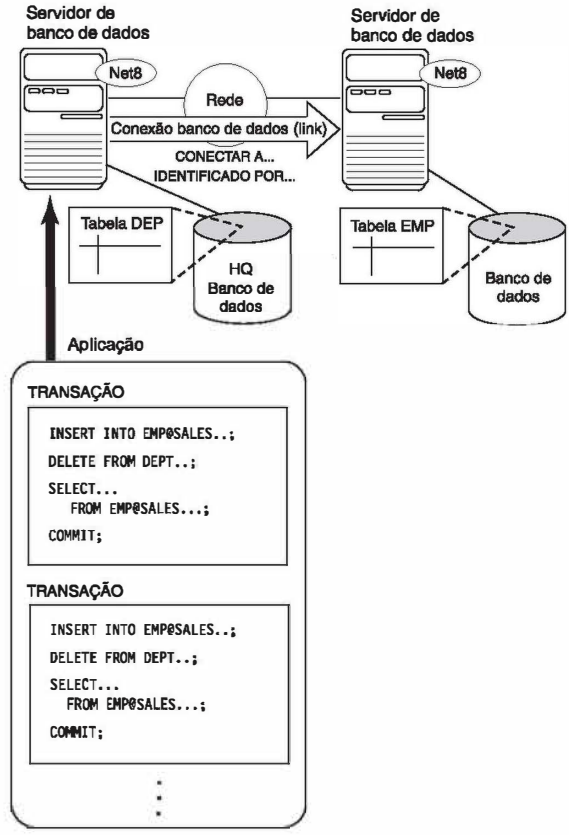


FIGURA 25.9 Sistemas de bancos de dados distribuídos do ORACLE. *Fonte*: ORACLE (1997a). Copyright © Oracle Corporation 1997. Todos os direitos reservados.

O Oracle provê suporte a links de banco de dados que definem um caminho de comunicação de uma só via de um banco de dados Oracle para um outro. Por exemplo,

```
CREATE DATABASE LINK vendas.us.americas;
```

estabelece uma conexão para o banco de dados de vendas da Figura 25.9 sob o domínio de rede *us* que vem sob o domínio `americas`.

Os dados em um SBDD Oracle podem ser replicados usando *snapshots* (instantâneos) ou tabelas mestras replicadas. A replicação é proporcionada nos seguintes níveis:

- *Replicação básica*: Réplicas das tabelas são gerenciadas para acesso somente de leitura. Para as atualizações, os dados precisam ser acessados em um único site primário.
- *Replicação avançada* (*simétrica*): Estende-se para além da replicação básica permitindo que as aplicações atualizem réplicas de tabelas ao longo de um SBDD replicado. Os dados podem ser lidos e atualizados em qualquer site. Isso exige um software adicional chamado opção de replicação avançada do Oracle. Um **snapshot** (instantâneo) gera uma cópia de uma parte da tabela por meio de uma consulta chamada *consulta de definição de snapshot*. Uma definição simples de *snapshot* se parece com isto:

```
CREATE SNAPSHOT vendas.pedidos AS
SELECT * FROM vendas.pedidos@sd.us.americas;
```

O Oracle agrupa os *snapshots* em grupos de *refresh* (atualização). Por meio da especificação de um intervalo de *refresh*, o *snapshot* é atualizado de maneira automática periodicamente, naquele intervalo, por até dez **Snapshot Refresh Processes**

(SNPs — processos de atualização de *snapshot*). Se a consulta que define um *snapshot* contém uma função distinta ou de agregação, uma cláusula GROUP BY ou CONNECT BY, ou operações de junção ou de conjuntos, o *snapshot* é chamado **snapshot complexo** e requer processamento adicional. O Oracle (até a versão 7.3) também dá suporte a *snapshots* de ROWID que são baseados em identificadores de linha físicos das linhas da tabela mestre.

Bancos de Dados Heterogêneos em Oracle. Em um SBDD heterogêneo, pelo menos um banco de dados é um sistema que não é Oracle (não-Oracle). O **Oracle Open Gateways** fornece acesso a um banco de dados não-Oracle a partir de um servidor Oracle, que usa um link de banco de dados para acessar dados ou executar procedimentos remotos no sistema não-Oracle. A característica *Open Gateways* inclui o seguinte:

- *Transações distribuídas*: Sob o mecanismo de *commit* de duas fases, as transações podem se estender por sistemas Oracle e não-Oracle.
- *Acesso transparente ao* SQL: As sentenças SQL enviadas por uma aplicação são transformadas de maneira transparente em sentenças SQL entendidas pelo sistema não-Oracle.
- *Pass-through* SQL *e stored procedures*: Uma aplicação pode acessar diretamente um sistema não-Oracle usando a versão de SQL daquele sistema. *Stored procedures* em um sistema não-Oracle baseado em SQL são tratados como se fossem procedimentos PL/SQL remotos.
- *Otimização de consulta global*: Informação de cardinalidade, índices etc., no sistema não-Oracle, é considerada pelo otimizador de consultas do Servidor Oracle para executar a otimização da consulta global.
- *Acesso procedural*: Sistemas procedurais, como sistemas de mensagens ou de filas, são acessados pelo servidor Oracle usando chamadas de procedimento PL/SQL remotas.

Além do que foi citado, as referências de dicionário de dados são traduzidas para fazer o dicionário de dados do sistema não-Oracle aparecer como parte do dicionário do Servidor Oracle. Traduções de conjuntos de caracteres são feitas entre conjuntos de caracteres de línguas nacionais para conectar bancos de dados multilíngües.

25.8 RESUMO

Neste capítulo oferecemos uma introdução aos bancos de dados distribuídos. Trata-se de um tópico muito amplo, e discutimos apenas algumas das técnicas básicas usadas em bancos de dados distribuídos. Primeiro, discutimos as razões para a distribuição e as vantagens potenciais dos bancos de dados distribuídos sobre os sistemas centralizados. Também definimos o conceito de transparência de distribuição e os conceitos relacionados de transparência de fragmentação e transparência de replicação. Discutimos as questões de projeto relacionadas à fragmentação, à replicação e à distribuição de dados, e distinguimos fragmentos horizontais e verticais de relações. Discutimos o uso de replicação de dados para melhorar a confiabilidade e a disponibilidade do sistema. Categorizamos os SGBDDs por meio do uso de critérios, como o grau de homogeneidade dos módulos de software e o grau de autonomia local. Discutimos as questões de gerenciamento de banco de dados federado com algum detalhe enfatizando as necessidades de dar suporte a vários tipos de autonomias e a lidar com a heterogeneidade semântica.

Ilustramos algumas das técnicas usadas no processamento de consultas distribuídas e discutimos o custo da comunicação entre sites, que é considerado fator principal na otimização de consulta distribuída. Comparamos técnicas diferentes para a execução de junções e apresentamos a técnica de semijunção (*semijoin*) para realizar a junção de relações que residem em sites diferentes. Discutimos brevemente o controle de concorrência e as técnicas de recuperação utilizadas em SGBDDs. Revisamos alguns dos problemas adicionais que devem ser tratados em um ambiente distribuído que não aparecem em um ambiente centralizado.

Depois, discutimos os conceitos da arquitetura cliente-servidor e os relacionamos aos bancos de dados distribuídos, e descrevemos algumas das facilidades do Oracle para dar suporte a bancos de dados distribuídos.

Questões para Revisão

25.1. Quais são as razões principais e as vantagens potenciais dos bancos de dados distribuídos?

25.2. Quais funções adicionais um SGBDD possui em relação a um SGBD centralizado?

25.3. Quais são os módulos de software principais de um SGBDD? Discuta as principais funções de cada um desses módulos no contexto da arquitetura cliente-servidor.

25.4. O que é um fragmento de uma relação? Quais são os tipos principais de fragmentos? Por que a fragmentação é um conceito útil no projeto de banco de dados distribuído?

25.5. Por que a replicação de dados é útil em SGBDDs? Quais as unidades de dados típicas que são replicadas?
25.6. Qual é o significado da *alocação de dados* no projeto de banco de dados distribuído? Quais as unidades de dados típicas que são distribuídas pelos sites?
25.7. Como é especificada uma partição horizontal de uma relação? Como uma relação pode ser novamente reunida a partir de uma partição horizontal completa?
25.8. Como é especificada uma partição vertical de uma relação? Como uma relação pode ser novamente reunida a partir de uma partição vertical completa?
25.9. Discuta o significado dos seguintes termos: *grau de homogeneidade de um* SGBDD, *grau de autonomia local de um* SGBDD, SGBD *federado*, *transparência de distribuição*, *transparência de fragmentação*, *transparência de replicação*, *sistema de multibase de dados*.
25.10. Discuta o problema de nomenclatura em bancos de dados distribuídos.
25.11. Discuta as diferentes técnicas para a execução de um *equijoin* de dois arquivos localizados em sites diferentes. Quais os fatores principais que afetam o custo da transferência de dados?
25.12. Discuta o método da semijunção (*semijoin*) para a execução de um *equijoin* de dois arquivos localizados em sites diferentes. Sob quais condições uma estratégia de *equijoin* é eficiente?
25.13. Discuta os fatores que afetam a decomposição de consultas. Como as condições de guarda e as listas de atributos de fragmentos são usadas durante o processo de decomposição de consultas?
25.14. Como a decomposição de uma solicitação de atualização é diferente da decomposição de uma consulta? Como as condições de guarda e as listas de atributos de fragmentos são usadas durante a decomposição de uma solicitação de atualização?
25.15. Discuta os fatores que não aparecem em sistemas centralizados que afetam o controle de concorrência e a recuperação em sistemas distribuídos.
25.16. Compare o método de site primário com o método de cópia primária para o controle de concorrência distribuída. Como o uso de sites de backup afeta cada método?
25.17. Quando a votação e as eleições são utilizadas em bancos de dados distribuídos?
25.18. Quais são os componentes de software em um SGBDD cliente-servidor? Compare as arquiteturas cliente-servidor *two-tier* (duas camadas) e *three-tier* (três camadas).

Exercícios

25.19. Considere a distribuição de dados do banco de dados de EMPRESA, no qual os fragmentos nos sites 2 e 3 são conforme mostrados na Figura 25.3 e os fragmentos no site 1 são conforme mostrados na Figura 5.6. Para cada uma das consultas seguintes, mostre pelo menos duas estratégias de decomposição e de execução da consulta. Sob quais condições cada uma de suas estratégias funcionaria bem?
   a. Para cada empregado do departamento 5, recupere o nome do empregado e os nomes dos dependentes do empregado.
   b. Imprima os nomes de todos os empregados que trabalham no departamento 5 menos aqueles que trabalham em algum projeto que *não* é controlado pelo departamento 5.
25.20. Considere as seguintes relações:

```
LIVROS (#_Livro, Autor_Principal, Assunto, Estoque_Total, Preco)
LIVRARIA (Num_Loja, Cidade, Estado, Codigo_Postal, Valor_Inventario)
ESTOQUE (Num_Loja, Num_Livro, Qtdde)
```

ESTOQUE_TOTAL é o número total de livros em estoque, e VALOR_INVENTARIO é o valor do inventário total por loja em dólares.

   a. Dê um exemplo de dois predicados simples que seriam significativos para a relação LIVRARIA para uma partição horizontal.
   b. Como uma partição horizontal derivada de ESTOQUE seria definida baseada na partição de LIVRARIA?
   c. Mostre os predicados pelos quais LIVROS pode ser particionado horizontalmente por assunto.
   d. Mostre como o ESTOQUE pode ser particionado de forma mais avançada a partir das partições em (b) por meio do acréscimo dos predicados de (c).
25.21. Considere um banco de dados distribuído para uma rede de livrarias chamada Livros Nacionais com 3 sites chamados LESTE, CENTRO e OESTE. Os esquemas de relação são dados na Questão 24.20. Considere que LIVROS é fragmentado por montantes de PRECO em:
   L_1: LIVRO1: até $20.

L_2: LIVRO2: de $20,01 a $50.
L_3: LIVRO3: de $50,01 a $100.
L_4: LIVRO4: de $100,01 para cima.

De maneira similar, LIVRARIA é dividida por Codigo_Postal em:

R_1: LESTE: Códigos postais até 35.000.
R_2: CENTRO: Códigos postais de 35.001 até 70.000.
R_3: OESTE: Códigos postais de 70.001 até 99.999.

Suponha que ESTOQUE seja uma fragmentação derivada baseada em LIVRARIA apenas.
a. Considere a consulta:

```
SELECT Num_Livro, Estoque_Total
FROM Livros
WHERE Preco > 15 AND Preco < 55;
```

Suponha que os fragmentos de LIVRARIA não sejam replicados e sejam designados baseados na região. Suponha ainda que LIVROS sejam alocados como:

LESTE: L_1, L_4
CENTRO: L_1, L_2
OESTE: L_1, L_2, L_3, L_4

Supondo que a consulta seja submetida em LESTE, quais subconsultas remotas ela gera? (Escreva em SQL).

b. Se o preço do livro de NUM_LIVRO = 1234 for atualizado de 45 reais para 55 reais no site CENTRO, quais atualizações isso gera? Escreva em português e depois em SQL.
c. Dê um exemplo de consulta submetida em OESTE que irá gerar uma subconsulta em CENTRO.
d. Escreva uma consulta envolvendo a seleção e a projeção nas relações anteriores e mostre duas possíveis árvores de consulta que denotem diferentes caminhos de execução.

25.22. Considere que lhe tenha sido solicitado propor uma arquitetura de banco de dados para uma grande organização, a General Motors, por exemplo, para consolidar todos os dados, inclusive os bancos de dados legados (desde modelos Hierárquico e de Rede, que são explicados nos Apêndices C e D; nenhum conhecimento específico desses modelos é necessário) assim como bancos de dados relacionais, que são distribuídos geograficamente de forma que aplicações globais possam ter suporte. Suponha que a alternativa um seja manter todos os bancos de dados como eles estão, enquanto a alternativa dois é convertê-los primeiro para o modelo relacional e depois dar suporte a aplicações sobre um banco de dados integrado distribuído.
a. Desenhe dois diagramas esquemáticos para as alternativas anteriores que mostrem as ligações entre os esquemas apropriados. Para a alternativa um, escolha a abordagem de prover esquemas de exportação para cada banco de dados e de construir esquemas unificados para cada aplicação.
b. Liste os passos que se deve seguir sob cada alternativa a partir da situação presente, até que as aplicações globais sejam viáveis.
c. Compare as duas alternativas em relação à: (i) considerações de tempo do projeto, e (ii) considerações de tempo de execução.

Bibliografia Selecionada

Os livros-texto de Ceri e Pelagatti (1984a) e de Ozsu e Valduriez (1999) são dedicados a bancos de dados distribuídos. Halsaal (1996), Tannenbaum (1996) e Stallings (1997) são livros-texto sobre comunicações de dados e redes de computadores. Comer (1997) discute redes e Internet. Dewire (1993) é um livro-texto sobre computação cliente-servidor. Ozsu *et al.* (1994) trazem uma coleção de itens sobre o gerenciamento de objetos distribuídos.

O projeto de banco de dados distribuído tem sido tratado em termos da fragmentação horizontal e vertical, da alocação e da replicação. Ceri *et al.* (1982) definiram o conceito de fragmentos horizontais *minterm*. Ceri *et al.* (1983) desenvolveram um modelo de otimização baseado na programação de inteiros para a fragmentação horizontal e a alocação. Navathe *et al.* (1984) desenvolveram algoritmos para a fragmentação vertical baseados na afinidade dos atributos e mostraram uma variedade de contextos para a alocação de fragmentos verticais. Wilson e Navathe (1986) apresentam um modelo analítico para a

alocação ótima de fragmentos. Elmasri *et al.* (1987) discutem a fragmentação para o modelo ECR; Karlapalem *et al.* (1994) discutem as questões de projeto de bancos de dados orientados por objeto distribuídos. Navathe *et al.* (1996) discutem a fragmentação mista por meio da combinação de fragmentação horizontal e vertical; Karlapalem *et al.* (1996) apresentam um modelo para o reprojeto de bancos de dados distribuídos.

O processamento, a otimização e a decomposição de consultas distribuídas são discutidos em Hevner e Yao (1979), Kerschberg *et al.* (1982), Apers *et al.* (1983), Ceri e Pelagatti (1984) e Bodorick *et al.* (1992). Bernstein e Goodman (1981) discutem a teoria por trás do processo de semijunção (*semijoin*). Wong (1983) discute o uso de relacionamentos na fragmentação de relações. Os esquemas de controle de concorrência e de recuperação são discutidos em Bernstein e Goodman (1981a). Kumar e Hsu (1998) trazem alguns artigos relacionados à recuperação em bancos de dados distribuídos. As eleições em sistemas distribuídos são discutidas em Garcia-Molina (1982). Lamport (1978) discute os problemas da geração de marcações de tempo (*timestamps*) únicas em um sistema distribuído.

Uma técnica de controle da concorrência para dados replicados baseada em votação é apresentada por Thomas (1979). Gifford (1979) propõe o uso de votações ponderadas, e Paris (1986) descreve um método chamado votação com testemunhas. Jajodia e Mutchler (1990) discutem a votação dinâmica. Uma técnica chamada *cópia disponível* é proposta por Bernstein e Goodman (1984), e uma que usa a idéia de um grupo é apresentada em ElAbbadi e Toueg (1988). Entre outros trabalhos recentes que discutem dados replicados se incluem Gladney (1989), Agrawal e ElAbbadi (1990), ElAbbadi e Toueg (1990), Kumar e Segev (1993), Mukkamala (1989) e Wolfson e Milo (1991). Bassiouni (1988) discute os protocolos otimistas para o controle de concorrência em BDD. Garcia-Molina (1983) e Kumar e Stonebraker (1987) discutem as técnicas que usam a semântica das transações. As técnicas de controle da concorrência distribuída baseadas em bloqueio e cópias distintas são apresentadas por Menasce *et al.* (1980) e Minoura e Wiederhold (1982). Obermark (1982) apresenta algoritmos para a detecção de *deadlock* distribuído.

Um levantamento das técnicas de recuperação em sistemas distribuídos é dado em Kohler (1981). Reed (1983) discute ações atômicas em dados distribuídos. Um livro organizado por Bhargava (1987) apresenta várias abordagens e técnicas para concorrência e confiabilidade em sistemas distribuídos.

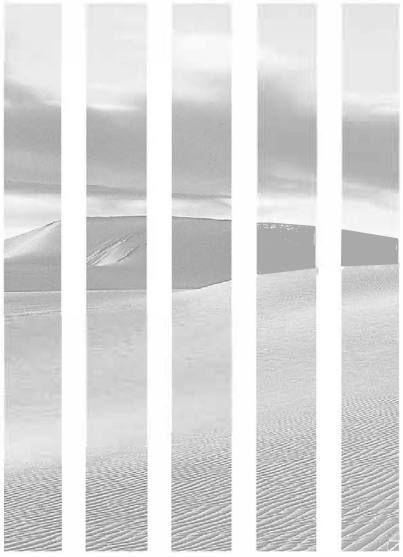
Sistemas de banco de dados federados foram definidos primeiro em McLeod e Heimbigner (1985). As técnicas para a integração de esquemas em bancos de dados federados são apresentadas em Elmasri *et al.* (1986), Batini *et al.* (1986), Hayne e Ram (1990) e Motro (1987). Elmagarmid e Helal (1988) e Gamal-Eldin *et al.* (1988) discutem o problema da atualização em BDDSs heterogêneo. As questões de bancos de dados distribuídos heterogêneos são discutidas em Hsiao e Kamel (1989). Sheth e Larson (1990) apresentam um levantamento exaustivo sobre o gerenciamento de banco de dados federado.

Recentemente, os sistemas de multibase de dados e a interoperabilidade se tornaram tópicos importantes. As técnicas para lidar com incompatibilidades semânticas entre bancos de dados múltiplos são examinadas em DeMichiel (1989), Siegel e Madnick (1991), Krishnamurthy *et al.* (1991) e Wang e Madnick (1989). Castano *et al.* (1998) apresentam um excelente levantamento das técnicas para a análise de esquemas. Pitoura *et al.* (1995) discutem a orientação por objeto em sistemas de multibase de dados.

O processamento de transações em multibases de dados é discutido em Mehrotra *et al.* (1992), Georgakopoulos *et al.* (1991), Elmagarmid *et al.* (1990) e Brietbart *et al.* (1990), entre outros. Elmagarmid *et al.* (1992) discutem o processamento de transações para aplicações avançadas, inclusive aplicações de engenharia discutidas em Heiler *et al.* (1992).

Os sistemas de *workflow*, que estão se tornando populares para gerenciar a informação em organizações complexas, usam transações multiníveis e aninhadas em conjunto com bancos de dados distribuídos. Weikum (1991) discute o gerenciamento de transações multiníveis. Alonso *et al.* (1997) discutem as limitações dos sistemas de *workflow* atuais.

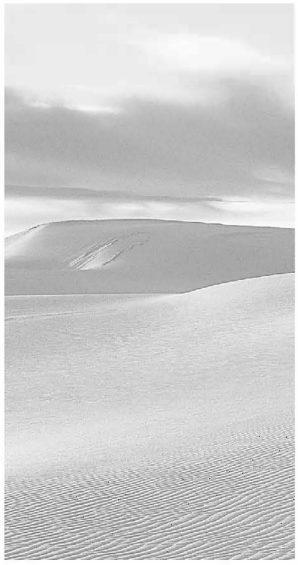
Vários SGBDs distribuídos experimentais foram implementados. Estes incluem o INGRES distribuído (Epstein *et al.*, 1978), DDTS (Devor e Weeldreyer, 1980), SDD-1 (Rothnie *et al.*, 1980), System R* (Lindsay *et al.*, 1984), SIRIUS-DELTA (Ferrier e Stangret, 1982) e MULTIBASE (Smith *et al.*, 1981). O sistema OMNIBASE (Rusinkiewicz *et al.*, 1988) e o *Federated Information Base* desenvolvido utilizando o modelo de dados Candide (Navathe *et al.*, 1994) são exemplos de SGBDD federado. Pitoura *et al.* (1995) apresentam um levantamento comparativo de protótipos de sistemas de banco de dados federado. A maioria dos fornecedores de SGBDs comerciais possui produtos que usam a abordagem cliente-servidor e oferece versões distribuídas de seus sistemas. Algumas questões de sistema relativas às arquiteturas cliente-servidor de SGBD são discutidas em Carey *et al.* (1991), DeWitt *et al.* (1990) e Wang e Rowe (1991). Khoshafian *et al.* (1992) discutem questões de projeto para SGBDs relacionais no ambiente cliente-servidor. Questões de gerenciamento em cliente-servidor são discutidos em muitos livros, como Zantinge e Adriaans (1996).



8

Tecnologias Emergentes

Página em branco



26

XML e Bancos de Dados de Internet

Agora dedicamos nossa atenção para o modo como os bancos de dados são usados e acessados a partir da Internet. Muitas aplicações de comércio eletrônico (*e-commerce*) e outras aplicações de Internet fornecem interfaces Web para acesso a informações armazenadas em um ou mais bancos de dados. Esses bancos de dados são freqüentemente chamados de **fontes de dados**. É comum utilizar arquiteturas cliente-servidor *two-tier* (duas camadas) e *three-tier* (três camadas) para aplicações de Internet (Seção 2.5). Em alguns casos, outras variações do modelo cliente-servidor são utilizadas. As aplicações *e-commerce* e outras aplicações de bancos de dados de Internet são projetadas para interagir com o usuário por meio de interfaces Web que exibem páginas Web. O método comum de especificar o conteúdo e de formatar as páginas Web é pelo uso de **documentos de hyperlink**. Existem várias linguagens para escrever esses documentos, a mais comum é o HTML (*Hypertext Markup Language* — Linguagem de Marcação de Hipertexto). Embora o HTML seja muito utilizado para formatar e estruturar *documentos* Web, ele não é adequado para especificar *dados estruturados* que são extraídos de bancos de dados. Recentemente, uma nova linguagem — a saber, o XML (*Extended Markup Language* — Linguagem Estendida de Marcação) — surgiu como o padrão para estruturar e trocar dados pela Web. O XML pode ser usado para fornecer informação sobre a estrutura e o significado dos dados nas páginas Web em vez de apenas especificar como as páginas Web são formatadas para a exibição na tela. Os aspectos de formatação são especificados separadamente — por exemplo, usando uma linguagem de formatação como o XSL (*Extended Stylesheet Language* — Linguagem Estendida de Folhas de Estilos).

Este capítulo descreve os fundamentos do acesso e da troca de informações pela Internet. Começamos, na Seção 26.1, discutindo como as páginas Web tradicionais diferem de bancos de dados estruturados, e discutimos as diferenças entre dados estruturados, semi-estruturados e não estruturados. Depois, na Seção 26.2, dedicamos nossa atenção ao padrão XML e ao seu modelo de dados de árvore estruturada (hierárquica). A Seção 26.3 discute os documentos XML e as linguagens para especificar a estrutura desses documentos, a saber, o XML DTD (Definição de Tipo de Documento) e o esquema XML. A Seção 26.4 apresenta as várias abordagens para armazenar documentos XML, seja em seu formato nativo (texto), seja em uma forma compactada, ou em bancos de dados relacionais e de outros tipos. A Seção 26.5 traz uma visão geral das linguagens propostas para consultar dados XML. A Seção 26.6 resume o capítulo.

26.1 Dados Estruturados, Semi-estruturados e Não Estruturados

A informação armazenada em bancos de dados é conhecida como **dados estruturados** porque é representada em um formato rígido. Por exemplo, cada registro em uma tabela de banco de dados relacional — tal como a tabela TRABALHADOR da Figura 5.6 — segue o mesmo formato dos outros registros daquela tabela. Para dados estruturados, é comum projetar cuidadosamente o banco de dados por meio do uso de técnicas como as descritas nos capítulos 3, 4, 7, 10 e 11, a fim de criar o esquema do banco de dados. Depois, o SGBD faz a verificação com o objetivo de assegurar que todos os dados sigam as estruturas e as restrições especificadas no esquema.

Porém, nem todos os dados são coletados e inseridos em bancos de dados estruturados cuidadosamente projetados. Em algumas aplicações, os dados são coletados de maneira *ad hoc* antes que se saiba como eles serão armazenados e gerenciados. Esses dados podem possuir uma estrutura, mas nem toda a informação coletada terá estrutura idêntica. Alguns atributos podem ser compartilhados entre as várias entidades, mas outros atributos podem existir apenas em algumas poucas entidades. Além disso, atributos adicionais podem ser introduzidos em alguns dos itens de dados mais novos a qualquer momento, e não há nenhum esquema predefinido. Esse tipo de dados é conhecido por **dados semi-estruturados**. Vários modelos de dados foram propostos para a representação de dados semi-estruturados, que freqüentemente são baseados no uso de estruturas de dados de árvore ou de grafos em lugar das estruturas planas do modelo relacional.

Uma diferença importante entre dados estruturados e semi-estruturados refere-se a como os construtores do esquema (como os nomes de atributos, relacionamentos e tipos de entidade) são manipulados. Em dados semi-estruturados, a informação de esquema está *misturada* com os valores dos dados, uma vez que cada objeto de dados pode ter atributos diferentes que não são conhecidos com antecedência. Por isso, esse tipo de dados às vezes é chamado **dado autodescritivo**. Considere o seguinte exemplo. Queremos coletar uma lista de referências bibliográficas referentes a um certo projeto de pesquisa. Algumas dessas referências podem ser livros ou relatórios técnicos, outras podem ser artigos de pesquisa em revistas científicas ou em anais de conferências, outras ainda podem referir-se a edições completas de revistas científicas ou de anais de conferências. Obviamente, cada uma dessas referências pode possuir atributos diferentes e tipos diferentes de informação. Até mesmo para tipos iguais de referência — digamos, artigos de conferências — podemos ter informações diferentes. Por exemplo, uma referência para um artigo pode ser bastante completa, com informação sobre os nomes dos autores, título, anais, números de página, e assim por diante, ao passo que uma outra referência pode não possuir toda a informação disponível. Tipos novos de fontes bibliográficas podem aparecer no futuro — por exemplo, referências para páginas Web ou para tutoriais de conferências — e estas podem possuir atributos novos que as descrevem.

Os dados semi-estruturados podem ser apresentados como um grafo direcionado, conforme é mostrado na Figura 26.1.

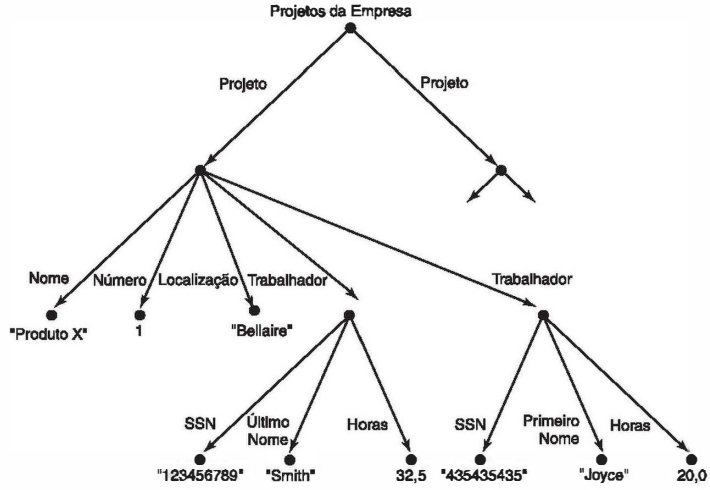


FIGURA 26.1 Representando dados semi-estruturados por meio de um grafo.

A informação mostrada na Figura 26.1 corresponde a alguns dos dados estruturados mostrados na Figura 5.6. Como podemos ver, esse modelo de alguma forma se assemelha ao modelo de objeto (Figura 20.1) em sua habilidade para representar objetos complexos e estruturas aninhadas. Na Figura 26.1, os **rótulos** (*labels*) ou **etiquetas** (*tags*) nas arestas direcionadas representam os nomes do esquema: *nomes de atributos, tipos de objeto* (*ou tipos de entidades ou classes*) e *relacionamentos*. Os nodos internos representam objetos individuais ou atributos compostos. Os nodos folhas representam valores de dados de fato de atributos simples (atômicos).

Existem duas diferenças principais entre o modelo semi-estruturado e o modelo de objeto que discutimos no Capítulo 20:

1. A informação do esquema — nomes de atributos, relacionamentos e classes (tipos de objetos) no modelo semi-estruturado é misturada com os objetos e seus valores de dados na mesma estrutura de dados.

2. No modelo semi-estruturado, não há nenhuma exigência de um esquema predefinido para o qual os objetos de dados precisam estar em conformidade.

Além dos dados estruturados e semi-estruturados, existe uma terceira categoria, conhecida por **dados não-estruturados** porque existe uma indicação muito limitada do tipo dos dados. Um exemplo típico é um documento de texto que contém informação embutida. As páginas Web em HTML que contêm alguns dados são consideradas dados não estruturados. Considere uma parte de um arquivo HTML, mostrada na Figura 26.2. O texto que aparece entre sinais de maior e menor, <...>, é um ***tag* HTML**. Um *tag* com uma barra invertida, </...>, indica um ***tag* de fim** (*end tag*), que representa o fim do efeito de um ***tag* de início** (*start tag*) correspondente. Os tags **marcam** o documento[1] com o objetivo de instruir um processador de HTML sobre como exibir o texto entre um *tag* de início e um *tag* de fim correspondentes. Conseqüentemente, os *tags* especificam a formatação do documento em vez do significado dos vários elementos de dados do documento. Os *tags* HTML especificam informações, como tamanho de fonte e estilo (negrito, itálico etc.), cor, níveis de cabeçalhos em documentos, e assim por diante. Alguns *tags* fornecem estruturas de texto em documentos, como a especificação de listas numeradas ou não numeradas, ou de uma tabela. Até mesmo estes *tags* de estruturação especificam que os dados textuais embutidos serão exibidos de certa maneira, em lugar de indicar o tipo dos dados representados na tabela.

```
<html>
<head>
...
</head>
<body>
<H1>Lista dos projetos da empresa e dos Trabalhadores em cada projeto<\H1>

<H2>Projeto ProdutoX:</H2>
<table width="100%" border=0 cellpadding=0 cellspacing=0>
   <TR>
      <TD width="50%"><font size="2" face="Arial">John Smith:</font></TD>
      <TD>32,5 horas por semana</TD>
   </TR>
   <TR>
      <TD width="50%%"><font size="2" face="Arial">Joyce English:</font></TD>
      <TD>20,0 horas por semana</TD>
   </TR>
</table>

<H2>Projeto ProdutoY:</H2>
   <table width="100%" border=0 cellpadding=0 cellspacing=0>
      <TR>
         <TD width="50%"><font size="2" face="Arial">John Smith:</font></TD>
         <TD>7,5 horas por semana</TD>
   </TR>
   <TR>
      <TD width="50%%"><font size="2" face="Arial">Joyce English:</font></TD>
      <TD>20,0 horas por semana</TD>
   </TR>
   <TR>
      <TD width="50%%"><font size="2" face="Arial">Franklin Wong:</font></TD>
      <TD>10,0 horas por semana</TD>
   </TR>
</table>

...

</body>
</html>
```

FIGURA 26.2 Parte de um documento HTML representando dados não estruturados.

1 Este é o motivo pelo qual é conhecida como Linguagem de *Marcação* de Hipertexto (*Hypertext Markup Language*).

O HTML usa um grande número de *tags* predefinidos, que são usados para especificar uma variedade de comandos de formatação para a exibição de documentos Web. Os *tags* de início e de fim especificam a extensão de texto a ser formatada pelos comandos. A seguir, alguns exemplos de *tags* mostrados na Figura 26.2:

- Os *tags* <html>... </html> especificam os limites do documento.
- A informação de **cabeçalho (*header*) de documento** — entre os *tags* <head>... </head> — especifica vários comandos que serão usados em algum outro lugar no documento. Por exemplo, ela pode especificar diversas **funções de *script*** em uma linguagem tais como JAVA Script ou PERL, ou certos **estilos de formatação** (fontes, estilos de parágrafos, estilos de cabeçalhos, e assim por diante) que podem ser usados no documento. Ela também pode especificar um título para indicar a finalidade do arquivo HTML e outras informações similares que não serão exibidas como parte do documento.
- O **corpo (*body*)** do documento — especificado entre os *tags* <body>...</body> — inclui o texto do documento e os tags de marcação que especificam como o texto será formatado e exibido. Pode também incluir referências para outros objetos, como imagens, vídeos, mensagens de voz e outros documentos.
- Os *tags* <H1>...</H1> especificam que o texto será exibido como cabeçalho de nível 1. Existem muitos níveis de cabeçalho (<H2>, <H3>, e assim por diante), cada um exibindo o texto em um formato de cabeçalho menos proeminente.
- Os *tags* <table>...</table> especificam que o texto que o segue será exibido como uma tabela. Cada linha da tabela é incluída entre *tags* <TR>...</TR>, e o dados de texto reais de uma linha são exibidos entre *tags* <TD>...</TD>.[2]
- Alguns *tags* podem possuir **atributos**, que aparecem dentro do *tag* de início e que descrevem propriedades adicionais do *tag*.[3] Na Figura 26.2, o *tag* de início <table> possui quatro atributos que descrevem várias características da tabela. Os *tags* de início <TD> e <font> seguintes possuem um e dois atributos, respectivamente.

O HTML possui um número muito grande de *tags* predefinidos, e livros inteiros são dedicados a descrever como usar esses *tags*. Se projetados corretamente, os documentos HTML podem ser formatados de forma que as pessoas sejam capazes de entender facilmente o conteúdo do documento e sejam capazes de navegar pelos documentos Web resultantes. Porém, o código fonte de documentos de texto HTML é muito difícil de ser interpretado automaticamente por *programas de computador* porque eles não incluem informação de esquema sobre o tipo de dados nos documentos. À medida que as aplicações de *e-commerce* e outras aplicações de Internet têm se tornado crescentemente automatizadas, torna-se crucial ser capaz de trocar documentos Web entre vários sites de computadores e de interpretar seus conteúdos automaticamente. Essa necessidade foi uma das razões que conduziram ao desenvolvimento do XML, que discutiremos na próxima seção.

26.2 O Modelo de Dados Hierárquico (Árvore) XML

Apresentamos agora o modelo de dados usado em XML, que é o objeto básico do **documento XML**. Dois conceitos principais de estruturação são usados para construir um documento XML: **elementos** e **atributos**. É importante observar de imediato que o termo *atributo* em XML não é usado da mesma maneira como é habitual na terminologia de banco de dados, mas da maneira como é usado em linguagens de descrição de documentos como HTML e SGML.[4] Os atributos em XML fornecem informações adicionais que descrevem elementos, conforme veremos. Existem conceitos adicionais em XML, como entidades, identificadores e referências, mas nos concentramos primeiro em descrever os elementos e os atributos para mostrar a essência do modelo XML.

A Figura 26.3 mostra um exemplo de um elemento XML chamado <projetos>. Assim como no HTML, os elementos são identificados em um documento por seus ***tag* de início** e ***tag* de fim**. Os nomes de *tag* estão inclusos entre sinais de menor e de maior <...>, e os *tags* de fim são identificados por uma barra invertida, </...>.[5] Os **elementos complexos** são construídos hierarquicamente a partir de outros elementos, enquanto **elementos simples** contêm valores de dados. Uma diferença importante entre XML e HTML é que os nomes de *tag* no XML são definidos para descrever o significado dos elementos de dados no

2 <TR> significa linha da tabela (*table row*), e <TD>, dados da tabela (*data table*).

3 Esta é a forma como o termo *atributo* é usado em linguagens de marcação de documento, a qual difere de como é usado em modelos de banco de dados.

4 O SGML (*Standard Generalized Markup Language* — Linguagem Padrão de Marcação Generalizada) é uma linguagem mais genérica para descrever documentos e fornece a capacidade de especificação de novos *tags*. Entretanto, é mais complexa que o HTML e o XML.

5 Os caracteres maior e menor (< e >) são caracteres reservados, assim como são o e comercial (&), o fecha aspas (') e o abre aspas (‘). Para incluí-los no texto de um documento, eles devem ser codificados como <, >, &, ', e ", respectivamente.

documento, em lugar de descrever como o texto será exibido. Isso torna possível processar os elementos de dados no documento XML automaticamente por meio de programas de computador.

```
<?xml version="1.0" standalone="yes"?>
<projetos>

<projeto>
   <Nome>ProdutoX</Nome>
   <Numero>1</Numero>
   <Localizacao>Bellaire</Localizacao>
   <NumDepto>5</NumDepto>
   <Trabalhador>
    <NumeroSeguroSocial>123456789</NumeroSeguroSocial>
    <UltimoNome>Smith</UltimoNome>
   <horas>32,5</horas>
   </Trabalhador>
   <Trabalhador>
    <NumeroSeguroSocial>453453453</NumeroSeguroSocial>
    <PrimeiroNome>Joyce</PrimeiroNome>
    <horas>20,0</horas>
   </Trabalhador>
</projeto>
<projeto>
   <Nome>ProdutoY</Nome>
   <Numero>2</Numero>
   <Localizacao>Sugarland</Localizacao>
   <NumDepto >5</NumDepto >
   <Trabalhador>
    <NumeroSeguroSocial>123456789</NumeroSeguroSocial>
    <horas>7,5</horas>
   </Trabalhador>
   <Trabalhador>
    <NumeroSeguroSocial>453453453</NumeroSeguroSocial>
    <horas>20,0</horas>
   </Trabalhador>
   <Trabalhador>
    <NumeroSeguroSocial>333445555</NumeroSeguroSocial>
    <horas>10.0</horas>
   </Trabalhador>
</projeto>

...

</projetos>
```

FIGURA 26.3 Um elemento XML complexo chamado <projetos>.

É fácil observar a correspondência entre a representação textual XML mostrada na Figura 26.3 e a estrutura de árvore mostrada na Figura 26.1. Na representação de árvore, os nodos internos representam elementos complexos, enquanto os nodos folha representam elementos simples. Esse é o motivo pelo qual o modelo XML é chamado **modelo de árvore** ou **modelo hierárquico**. Na Figura 26.3, os elementos simples são aqueles com nomes de *tag* <Nome>, <Numero>, <Localizacao>, <NumDepto>, <SSN>, <UltimoNome>, <PrimeiroNome> e <horas>. Os elementos complexos são aqueles com nomes de *tag* <projetos>, <projeto> e <Trabalhador>. Em geral, não há nenhum limite nos níveis para aninhar elementos.

Normalmente, é possível caracterizar três tipos principais de documentos XML:

- *Documentos XML centrados em dados* (*data-centric*): Esses documentos possuem muitos itens de dados pequenos que seguem uma estrutura específica e conseqüentemente podem ser extraídos a partir de um banco de dados estruturado. Eles são formatados como documentos XML com o propósito de trocá-los ou exibi-los pela Web.
- *Documentos XML centrados em documentos* (*document-centric*): Estes são documentos com grandes quantidades de texto, como artigos de jornais ou livros. Existem poucos, ou nenhum, elementos de dados estruturados nesses documentos.

- *Documentos XML híbridos*: Esses documentos podem possuir partes que contêm dados estruturados e outras partes que são predominantemente textuais ou não estruturadas.

É importante observar que documentos XML centrados em dados tanto podem ser considerados dados semi-estruturados quanto dados estruturados. Se um documento XML está em conformidade com um esquema XML ou DTD predefinido (Seção 26.3), o documento pode ser considerado *dados estruturados*. Por outro lado, o XML permite documentos que não estão em conformidade com nenhum esquema; e estes são considerados *dados semi-estruturados*. Os últimos também são conhecidos por *documentos XML sem esquema* (*schemaless*). Quando o valor do atributo STANDALONE em um documento XML for 'YES', como na primeira linha da Figura 26.3, o documento é *standalone* (sozinho) e sem esquema.

Os atributos XML são geralmente utilizados de maneira similar de como eles são usados em HTML (Figura 26.2), isto é, para descrever propriedades e características dos elementos (*tags*) dentro dos quais eles aparecem. Também é possível usar atributos XML para manter os valores de elementos de dados simples; entretanto, isso definitivamente não é recomendado. Discutiremos de maneira mais avançada os atributos XML na Seção 26.3 quando discutirmos esquema XML e DTD.

26.3 DOCUMENTOS XML, DTD E ESQUEMA XML

26.3.1 Documentos XML Bem Formados e Válidos e XML DTD

Na Figura 26.3 vimos como um documento XML simples pode parecer. Um documento XML é **bem formado** se ele respeitar algumas condições. Em particular, ele deve começar com uma **declaração XML** para indicar a versão de XML utilizada assim como quaisquer outros atributos pertinentes, conforme mostrado na primeira linha da Figura 26.3. Ele também deve seguir as diretrizes sintáticas do modelo de árvore. Isso significa que deve haver um *único elemento raiz*, e cada elemento precisa incluir um par correspondente de *tags* de início e de fim entre os *tags* de início e de fim do *elemento paterno*. Isso assegura que os elementos aninhados especificam uma estrutura de árvore bem formada.

Um documento XML bem formado é sintaticamente correto. Isso permite que seja processado por processadores genéricos que percorrem o documento e criam uma representação de árvore interna. Um conjunto padrão de funções API (*Application Programming Interface* — Interface de Programação de Aplicações) chamado DOM (*Document Object Model* — Modelo de Objeto de Documentos) permite que programas manipulem a representação de árvore resultante correspondente a um documento XML bem formado. Entretanto, o documento inteiro deve ser analisado sintaticamente antes de usar o DOM. Uma outra API chamada SAX permite o processamento de documentos XML durante a execução por meio da notificação do programa em processamento sempre que um *tag* de início ou de fim for encontrado. Isso torna mais fácil processar documentos grandes e permite o processamento dos assim chamados **documentos XML *streaming***, em que o programa em processamento pode processar os *tags* conforme são encontrados.

Um documento XML bem formado pode possuir quaisquer nomes de *tag* para os elementos dentro do documento. Não há nenhum conjunto de elementos predefinidos (nomes de *tags*) que um programa que esteja processando o documento tenha que esperar. Isso dá ao criador do documento a liberdade para especificar elementos novos, mas limita as possibilidades para interpretar automaticamente os elementos dentro do documento.

```
<!DOCTYPE projetos [
  <!ELEMENT projetos (projeto+)>
  <!ELEMENT projeto (Nome, Numero, Localizacao, NumDepto?, Trabalhadores)>
  <!ELEMENT Nome (#PCDATA)>
  <!ELEMENT Numero (#PCDATA)>
  <!ELEMENT Localizacao (#PCDATA)>
  <!ELEMENT NumDepto (#PCDATA)>
  <!ELEMENT Trabalhadores (Trabalhador*)>
  <!ELEMENT Trabalhador (NumeroSeguroSocial, UltimoNome?, PrimeiroNome?, horas)>
  <!ELEMENT SSN (#PCDATA)>
  <!ELEMENT UltimoNome (#PCDATA)>
  <!ELEMENT PrimeiroNome (#PCDATA)>
  <!ELEMENT horas (#PCDATA)>
] >
```

FIGURA 26.4 Arquivo XML DTD chamado projetos.

Um critério mais rigoroso é para um documento XML ser **válido**. Nesse caso, o documento deve ser bem formado e, além disso, os nomes de elementos usados nos pares de *tags* de início e de fim precisam seguir a estrutura especificada em um arquivo XML **DTD (Definição de Tipo de Documento)** separado ou em um arquivo de esquema XML. Primeiro, discutimos o XML DTD aqui, depois trazemos uma visão geral de esquema XML na Seção 26.3.2. A Figura 26.4 mostra um arquivo XML DTD simples, que especifica os elementos (nomes de *tags*) e as suas estruturas aninhadas. Quaisquer documentos válidos que estejam em conformidade com este DTD devem seguir a estrutura especificada. Uma sintaxe especial existe para especificar arquivos DTD, conforme ilustrado na Figura 26.4. Primeiro, um nome é dado os ***tag* raiz** do documento, que é chamado projetos na primeira linha da Figura 26.4. Depois, são especificados os elementos e suas estruturas aninhadas. Na especificação de elementos, a seguinte notação é utilizada:

- Um * após o nome de elemento significa que este pode ser repetido zero ou mais vezes no documento. Esse tipo de elemento é conhecido como *elemento multivalorado (repetitivo) opcional.*
- Um + após o de nome de elemento significa que este pode ser repetido uma ou mais vezes no documento. Esse tipo de elemento é um *elemento multivalorado (repetitivo) obrigatório.*
- Um ? após o nome de elemento significa que este pode ser repetido zero ou uma vez. Esse tipo é um *elemento de valor único (não-repetitivo) opcional.*
- Um elemento que aparece sem nenhum dos três símbolos anteriores deve aparecer exatamente uma vez no documento. Esse tipo é um *elemento de valor único (não-repetitivo) obrigatório.*
- O **tipo** do elemento é especificado entre parênteses após o elemento. Se os parênteses incluírem nomes de outros elementos, esses elementos posteriores são *os filhos* do elemento na estrutura de árvore. Se os parênteses incluírem a palavra-chave #PCDATA ou um dos outros tipos de dados disponíveis no XML DTD, o elemento é um nodo folha. PCDATA significa *dados de caráter analisados sintaticamente (parsed character data)*, que são similares aproximadamente a um tipo de dados de cadeia de caracteres.
- Os parênteses podem ser aninhados durante a especificação de elementos.
- Um símbolo de barra ($e_1 \mid e_2$) especifica que tanto e_1 quanto e_2 pode aparecer no documento.

Podemos ver que a estrutura de árvore da Figura 26.1 e o documento XML da Figura 26.3 estão em conformidade com o XML DTD da Figura 26.4. Para solicitar que um documento XML seja verificado quanto à conformidade a um DTD, precisamos especificar isso na declaração do documento. Por exemplo, poderíamos mudar a primeira linha da Figura 26.3 para o seguinte:

```
<?xml version="1.0" standalone="no"?>
<!DOCTYPE projetos SYSTEM "proj.dtd">
```

Quando o valor do atributo *standalone* em um documento XML for `"no"`, o documento necessita ser verificado em relação a um documento DTD separado. O arquivo DTD mostrado na Figura 26.4 deve ser armazenado no mesmo sistema de arquivos do documento XML, e a ele deve ser dado o nome de arquivo `"proj.dtd"`. De maneira alternativa, poderíamos incluir o texto do documento DTD no começo do próprio documento XML para permitir a verificação.

Embora o XML DTD seja bastante adequado para especificar estruturas de árvore com elementos obrigatórios, opcionais e repetitivos, ele possui várias limitações. Primeiro, os tipos de dados em DTD não são muito genéricos. Segundo, o DTD possui sua própria sintaxe especial e, assim, requer processadores especializados. Seria vantajoso especificar documentos de esquema XML usando as regras de sintaxe do próprio XML, de modo que os mesmos processadores usados para documentos XML pudessem processar descrições de esquema XML. Terceiro, todos os elementos de DTD são sempre forçados a seguir a ordem especificada no documento, assim, elementos fora de ordem não são permitidos. Essas desvantagens levaram ao desenvolvimento do esquema XML, uma linguagem mais genérica para especificar a estrutura e os elementos de documentos XML.

26.3.2 Esquema XML

A linguagem de esquema XML é um padrão para especificar a estrutura de documentos XML. Ela usa as mesmas regras de sintaxe de documentos XML comuns, de forma que os mesmos processadores podem ser usados para ambos. Para distinguir os dois tipos de documentos, usaremos o termo *documento de instância XML* ou *documento XML* para um documento XML comum, e *documento de esquema XML* para um documento que especifica um esquema XML. A Figura 26.5 mostra um documento de esquema XML correspondente ao banco de dados EMPRESA mostrado nas figuras 3.2 e 5.5. Embora seja improvável que queiramos exibir o banco de dados inteiro como um único documento, tem havido propostas para armazenar dados em formato XML nativo como uma alternativa para armazenar os dados em bancos de dados relacionais. O esquema da Figura 26.5 atenderia ao

propósito de especificar a estrutura do banco de dados EMPRESA se ele tivesse sido armazenado em um sistema XML nativo. Discutiremos esse tópico com mais profundidade na Seção 26.4.

```
<?xml version="1.0" encoding="UTF-8" ?>
<xsd:schema xmlns:xsd="http://www.w3.org/2001/XMLEsquema">
   <xsd:annotation>
      <xsd:documentation xml:lang="en">Esquema Empresa (Abordagem de Elemento) -
         Preparado por Babak Hojabri</xsd:documentation>
   </xsd:annotation>
<xsd:element name="empresa">
   <xsd:complexType>
      <xsd:sequence>
         <xsd:element name="departamento" type="Departamento" minOccurs="0"
            maxOccurs="unbounded" />
         <xsd:element name="Trabalhador" type="Trabalhador" minOccurs="0"
            maxOccurs="unbounded">
           <xsd:unique name="nomeDependenteUnico">
               <xsd:selector xpath="dependenteTrabalhador" />
               <xsd:field xpath="nomeDependente" />
           </xsd:unique>
         </xsd:element>
         <xsd:element name="projeto" type="Projeto" minOccurs="0"
              maxOccurs="unbounded" />
      </xsd:sequence>
   </xsd:complexType>
      <xsd:unique name="nomeDepartamentoUnico">
            <xsd:selector xpath="departamento" />
            <xsd:field xpath="nomeDepartamento" />
      </xsd:unique>
      <xsd:unique name="nomeProjetoUnico">
            <xsd:selector xpath="projeto" />
            <xsd:field xpath="nomeProjeto" />
      </xsd:unique>
      <xsd:key name="numeroChaveProjeto">
            <xsd:selector xpath="projeto" />
            <xsd:field xpath="numeroProjeto" />
      </xsd:key>
      <xsd:key name="numeroChaveDepartamento">
            <xsd:selector xpath="departamento" />
            <xsd:field xpath="numeroDepartamento" />
      </xsd:key>
      <xsd:key name="chaveuSSNTrabalhador">
            <xsd:selector xpath="Trabalhador" />
            <xsd:field xpath="uSSNTrabalhador" />
      </xsd:key>
      <xsd:keyref name="refChaveuSSNGerenteDepartamento" refer="chaveuSSNTrabalhador">
            <xsd:selector xpath="departamento" />
            <xsd:field xpath="uSSNGerenteDepartamento" />
      </xsd:keyref>
      <xsd:keyref name="refChaveNumeroDepartamentoTrabalhador"
            refer="numeroChaveDepartamento">
            <xsd:selector xpath="Trabalhador" />
            <xsd:field xpath="numeroDepartamentoTrabalhador" />
      </xsd:keyref>
      <xsd:keyref name="refChaveuSSNSupervisorTrabalhador" refer="chaveuSSNTrabalhador">
            <xsd:selector xpath="Trabalhador" />
            <xsd:field xpath="uSSNSupervisorTrabalhador" />
```

FIGURA 26.5 Um arquivo de esquema XML chamado empresa.

```
      </xsd:keyref>
      <xsd:keyref name="refChaveNumeroDepartamentoProjeto"
            refer="numeroChaveDepartamento">
            <xsd:selector xpath="projeto" />
            <xsd:field xpath="numeroDepartamentoProjeto" />
      </xsd:keyref>
      <xsd:keyref name="refChaveuSSNTrabalhadorProjeto" refer="chaveuSSNTrabalhador">
            <xsd:selector xpath="projeto/trabalhadorProjeto" />
            <xsd:field xpath="uSSN" />
      </xsd:keyref>
      <xsd:keyref name="refChaveNumeroProjetoTrabalhaEmTrabalhador"
            refer="numeroChaveProjeto">
            <xsd:selector xpath="Trabalhador/trabalhaEmTrabalhador" />
            <xsd:field xpath="numeroProjeto" />
      </xsd:keyref>
   </xsd:element>
   <xsd:complexType name="Departamento">
      <xsd:sequence>
         <xsd:element name="nomeDepartamento" type="xsd:string" />
         <xsd:element name="numeroDepartamento" type="xsd:string" />
         <xsd:element name="uSSNGerenteDepartamento" type="xsd:string" />
         <xsd:element name="dataInicioGerenteDepartamento" type="xsd:date" />
         <xsd:element name="localizacaoDepartamento" type="xsd:string"
              minOccurs="0" maxOccurs="unbounded" />
      </xsd:sequence>
   </xsd:complexType>
   <xsd:complexType name="Trabalhador">
      <xsd:sequence>
         <xsd:element name="nomeTrabalhador" type="Nome" />
         <xsd:element name="uSSNTrabalhador" type="xsd:string" />
         <xsd:element name="sexoTrabalhador" type="xsd:string" />
         <xsd:element name="salarioTrabalhador" type="xsd:unsignedInt" />
         <xsd:element name="dataNascimentoTrabalhador" type="xsd:date" />
         <xsd:element name="numeroDepartamentoTrabalhador" type="xsd:string" />
         <xsd:element name="uSSNSupervisorTrabalhador" type="xsd:string" />
         <xsd:element name="enderecoTrabalhador" type="Endereco" />
         <xsd:element name="trabalhaEmTrabalhador" type="TrabalhaEm" minOccurs="1"
              maxOccurs="unbounded" />
         <xsd:element name="dependenteTrabalhador" type="Dependente" minOccurs="0"
              maxOccurs="unbounded" />
   </xsd:sequence>
</xsd:complexType>
<xsd:complexType name="Projeto">
   <xsd:sequence>
      <xsd:element name="nomeProjeto" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="numeroProjeto" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="localizaçãoProjeto" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="numeroDepartamentoProjeto" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="trabalhadorProjeto" type="Trabalhador" minOccurs="1"
           maxOccurs="unbounded" />
   </xsd:sequence>
</xsd:complexType>
<xsd:complexType name="Dependente">
   <xsd:sequence>
      <xsd:element name="nomeDependente" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="sexoDependente" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="dataNascimentoDependente" type="xsd:date" />
```

FIGURA 26.5 Um arquivo de esquema XML chamado empresa. (*continuação*)

```
      <xsd:element name="relacionamentoDependente" type="xsd:string" />
   </xsd:sequence>
</xsd:complexType>
<xsd:complexType name="Endereco">
   <xsd:sequence>
      <xsd:element name="numero" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="rua" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="cidade" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="estado" type="xsd:string" />
</xsd:sequence>
</xsd:complexType>
<xsd:complexType name="Name">
   <xsd:sequence>
      <xsd:element name="firstName" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="middleName" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="lastName" type="xsd:string" />
   </xsd:sequence>
</xsd:complexType>
<xsd:complexType name="Worker">
   <xsd:sequence>
      <xsd:element name="SSN" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="hours" type="xsd:float" />
   <xsd:sequence>
</xsd:complexType>
<xsd:complexType name="WorksOn">
   <xsd:sequence>
      <xsd:element name="projectNumber" type="xsd:string" />
      <xsd:element name="hours" type="xsd:float" />
   </xsd:sequence>
 </xsd:complexType>
</xsd:schema>
```

FIGURA 26.5 Um arquivo de esquema XML chamado `empresa`. (*continuação*)

Assim como o XML DTD, o esquema XML está baseado no modelo de dados de árvore, com elementos e atributos como os conceitos principais de estruturação. Porém, ele toma emprestado alguns conceitos adicionais de banco de dados e de modelos de objeto, tais como chaves, referências, e identificadores. Aqui descrevemos passo a passo as características do esquema XML, fazendo referência ao exemplo de documento de esquema XML da Figura 26.5 para ilustração. Apresentamos e descrevemos alguns dos conceitos de esquema na ordem na qual eles são usados na Figura 26.5.

1. *Descrições de esquema e de namespaces de* XML: É necessário identificar o conjunto específico de elementos (*tags*) de linguagem de esquema XML sendo utilizado por meio da especificação de um arquivo armazenado em uma localização de site. A segunda linha na Figura 26.5 especifica o arquivo usado neste exemplo, que é `"http://www.w3.org/2001/XMLEsquema"`. Esse é o padrão mais comumente usado para comandos de esquema XML. Cada definição desse tipo é chamada de ***namespace* de XML**, porque define o conjunto de comandos (nomes) que pode ser usado. O nome de arquivo é atribuído à variável `xsd` (*XML schema description* — descrição de esquema XML) usando o atributo `xmlns` (*namespace* de XML), e essa variável é usada como um prefixo para todos os comandos de esquema XML (nomes de *tags*). Por exemplo, na Figura 26.5, quando escrevemos `xsd:element` ou `xsd:sequence`, estamos nos referindo às definições dos *tags* de elemento e de seqüência conforme definidos no arquivo `"http://www.w3.org/2001/XMLEsquema"`.
2. *Anotações, documentação e linguagem utilizadas*: O próximo par de linhas na Figura 26.5 ilustra os elementos do esquema XML (*tags*) `xsd:annotation` e `xsd:documentation`, que são utilizados para fornecer comentários e outras descrições no documento XML. O atributo `xml:lang` do elemento `xsd:documentation` especifica a linguagem sendo utilizada, na qual `"en"` representa o idioma inglês.
3. *Elementos e tipos*: A seguir, especificamos o *elemento raiz* de nosso esquema XML. No esquema XML, o atributo `name` do *tag* `xsd:element` especifica o nome do elemento, que é chamado de `empresa` para o elemento raiz em nosso exemplo (Figura 26.5). A estrutura do elemento raiz `empresa` pode então ser especificada, a qual em nosso exemplo é `xsd:complexType`. Posteriormente, isso é especificado como sendo uma seqüência de departamentos, trabalhadores

e projetos que usam a estrutura `xsd:sequence` do esquema XML. É importante observar aqui que este não é o único modo para especificar um esquema XML para o banco de dados EMPRESA. Discutiremos outras opções na Seção 26.4.

4. *Elementos de primeiro nível no banco de dados* EMPRESA: A seguir, especificamos os três elementos de primeiro nível abaixo do elemento raiz `EMPRESA` da Figura 26.5. Esses elementos são chamados `trabalhador`, `departamento` e `projeto`, e cada um é especificado em um *tag* `xsd:element`. Observe que se um *tag* possui apenas atributos e nenhum subelemento adicional ou dados dentro dele, ele pode ser finalizado com o símbolo barra invertida (/>) diretamente, em vez de ter um *tag* de fim correspondente separado. Estes são chamados **elementos vazios**; exemplos são os elementos `xsd:element` chamados `departamento` e `projeto` da Figura 26.5.
5. *Especificação de tipo de elemento e mínimo e máximo de ocorrências*: No esquema XML, os atributos `type`, `minOccurs` e `maxOccurs` no *tag* `xsd:element` especificam o tipo e a multiplicidade de cada elemento em qualquer documento que esteja em conformidade com as especificações do esquema. Se especificarmos um atributo `type` em um `xsd:element`, a estrutura do elemento precisa ser descrita de modo separado, tipicamente utilizando o elemento `xsd:complexType` do esquema XML. Isso é ilustrado pelos elementos `trabalhador`, `departamento` e `projeto` na Figura 26.5. Entretanto, se nenhum atributo `type` for especificado, a estrutura do elemento pode ser definida diretamente após o *tag*, conforme ilustrado pelo elemento raiz `empresa` na Figura 26.5. Os *tags* `minOccurs` e `maxOccurs` são usados para especificar os limites inferior e superior do número de ocorrências de um elemento em qualquer documento que esteja em conformidade com as especificações do esquema. Se eles não forem especificados, o padrão é exatamente uma ocorrência. Esses atributos têm papel semelhante ao dos símbolos *, + e ? do XML DTD, e ao das restrições (min, max) do modelo ER (Seção 3.7.4).
6. *Especificação de chaves*: No esquema XML, é possível especificar restrições que correspondem às restrições de unicidade e de chave primária em um banco de dados relacional (Seção 5.2.2), assim como restrições de chaves estrangeiras (ou integridade referencial) (Seção 5.2.4). O *tag* `xsd:unique` especifica elementos que correspondem a atributos únicos em um banco de dados relacional que não são chaves primárias. Podemos atribuir a cada uma dessas restrições de unicidade um nome, e precisamos especificar os *tags* `xsd:selector` e `xsd:field` para ele a fim de identificar o tipo de elemento que contém o elemento único e o nome do elemento dentro dele que é único por meio do atributo `xpath`. Isso é ilustrado pelos elementos `nomeDepartamentoUnico` e `nomeProjetoUnico` na Figura 26.5. Para especificar **chaves primárias**, o *tag* `xsd:key` é utilizado em vez de `xsd:unique`, conforme ilustrado pelos elementos `chaveNumeroProjeto`, `chaveNumeroDepartamento` e `chaveSSNTrabalhador` na Figura 26.5. Para especificar **chaves estrangeiras**, o *tag* `xsd:keyref` é usado conforme ilustrado pelos seis elementos `xsd:keyref` na Figura 26.5. Quando se especifica uma chave estrangeira, o atributo *refer* do *tag* `xsd:keyref` especifica a chave primária referenciada, ao passo que os *tags* `xsd:selector` e `xsd:field` especificam o tipo de elemento e a chave estrangeira que fazem a referência (Figura 26.5).
7. *Especificação de estruturas de elementos complexos por meio de tipos complexos*: A próxima parte de nosso exemplo especifica as estruturas dos elementos complexos `Departamento`, `Trabalhador`, `Projeto` e `Dependente`, usando o *tag* `xsd:complexType` (Figura 26.5). Especificamos cada um desses elementos como uma seqüência de subelementos que correspondem aos atributos de banco de dados de cada tipo de entidade (figuras 3.2 e 5.7) usando os *tags* `xsd:sequence` e `xsd:element` do esquema XML. A cada elemento são atribuídos um nome e um tipo por meio dos atributos `name` e `type` de `xsd:element`. Também podemos especificar atributos `minOccurs` e `maxOccurs` se precisarmos mudar o padrão de exatamente uma ocorrência. Para atributos (opcionais) de banco de dados onde *null* é permitido, precisamos especificar `minOccurs = 0`, ao passo que para atributos de bancos de dados multivalorados precisamos especificar `maxOccurs = "unbounded"` para o elemento correspondente. Observe que, se não fôssemos especificar quaisquer restrições de chave, poderíamos ter embutido os subelementos diretamente dentro das definições do elemento pai sem precisar especificar tipos complexos. Entretanto, quando restrições de unicidade, de chave primária e de chaves estrangeiras precisam ser especificadas, precisamos definir tipos complexos para especificar as estruturas do elemento.
8. *Atributos compostos*: Os atributos compostos da Figura 3.2 também são especificados como tipos complexos na Figura 26.5, conforme ilustrado pelos tipos complexos `Endereco`, `Nome`, `Trabalhador` e `TrabalhaEm`. Esses elementos poderiam ter sido embutidos diretamente em seus elementos pais.

Esse exemplo ilustra algumas das principais características do esquema XML. Existem outras, mas estão fora do escopo de nossa apresentação. Na próxima seção, discutimos as diferentes abordagens para a criação de documentos XML a partir de bancos de dados relacionais e para o armazenamento de documentos XML.

26.4 DOCUMENTOS XML E BANCOS DE DADOS

Discutimos agora como vários tipos de documentos XML podem ser armazenados e recuperados. A Seção 26.4.1 traz uma visão geral das várias abordagens para o armazenamento de documentos XML. A Seção 26.4.2 discute, com mais detalhes, uma dessas abordagens, na qual documentos XML centrados em dados são extraídos de bancos de dados existentes. Em particular, mostramos como documentos estruturados em árvore podem ser criados a partir de bancos de dados estruturados em grafos. A Seção 26.4.3 discute o problema de ciclos e como podem ser tratados.

26.4.1 Abordagens para o Armazenamento de Documentos XML

Têm sido propostas diversas abordagens para a organização do conteúdo de documentos XML para facilitar sua subseqüente consulta e recuperação. As seguintes são as abordagens mais comuns:

1. *Uso de um SGBD para armazenar os documentos como texto:* Um SGBD relacional ou orientado por objeto pode ser usado para armazenar documentos XML inteiros como campos de texto dentro dos registros ou objetos do SGBD. Essa abordagem pode ser usada se o SGBD possuir um módulo especial para o processamento de documentos, e funcionaria para o armazenamento de documentos XML sem esquemas e centrados em documentos. As funções de indexação de palavra-chave do módulo de processamento de documentos (Capítulo 22) podem ser usadas para indexar e acelerar a busca e a recuperação dos documentos.
2. *Uso de um SGBD para armazenar o conteúdo do documento como elementos de dados:* Essa abordagem funcionaria para o armazenamento de uma coleção de documentos que seguem um específico XML DTD ou esquema XML. Como todos os documentos possuem a mesma estrutura, é possível projetar um banco de dados relacional (ou orientado por objeto) para armazenar os elementos de dados do nível de folha dentro dos documentos XML. Essa abordagem exigiria algoritmos de mapeamento para projetar um esquema de banco de dados que seja compatível com a estrutura do documento XML, conforme especificada no esquema XML ou no DTD, e para recriar os documentos XML a partir dos dados armazenados. Esses algoritmos podem ser implementados tanto como um módulo interno do SGBD quanto como middleware separado que não é parte do SGBD.
3. *Projeto de um sistema especializado para o armazenamento de dados XML nativos:* Um novo tipo de sistema de banco de dados baseado no modelo hierárquico (árvore) poderia ser projetado e implementado. O sistema incluiria técnicas especializadas de indexação e de consultas, e funcionaria para todos os tipos de documentos XML. Ele também poderia incluir técnicas de compressão de dados para reduzir o tamanho dos documentos para armazenamento.
4. *Criação ou publicação de documentos XML customizados a partir de bancos de dados relacionais preexistentes:* Como existem enormes quantidades de dados já armazenados em bancos de dados relacionais, parte desses dados pode precisar ser formatada como documentos para troca ou exibição pela Web. Essa abordagem usaria uma camada de software middleware *(intermediária)* separada para tratar as conversões necessárias entre os documentos XML e o banco de dados relacional.

Todas as quatro abordagens têm recebido atenção considerável durante os últimos anos. Focamos a abordagem 4 na próxima subseção porque ela dá uma boa compreensão conceitual das diferenças entre o modelo de dados de árvore XML e os modelos tradicionais de bancos de dados baseados em arquivos planos (modelo relacional) e em representações gráficas (modelo ER).

26.4.2 Extração de Documentos XML a Partir de Bancos de Dados Relacionais

Esta seção discute as questões representacionais que surgem quando da conversão de dados de um sistema de banco de dados para documentos XML. Como temos discutido, o XML usa um modelo hierárquico (árvore) para representar documentos. Os sistemas de banco de dados de uso mais difundido seguem o modelo de dados plano relacional. Quando adicionamos restrições de integridade referencial, um esquema relacional pode ser considerado como se fosse uma estrutura de grafo (por exemplo, Figura 5.7). De maneira similar, o modelo ER representa dados utilizando uma estrutura do tipo gráfica (por exemplo, Figura 3.2). Vimos no Capítulo 7 que existem mapeamentos diretos entre os modelos ER e relacional, de forma que podemos representar conceitualmente um esquema de banco de dados relacional usando o esquema ER correspondente. Embora iremos usar o modelo ER em nossa discussão e exemplos para esclarecer as diferenças conceituais entre os modelos de árvore e de grafo, as mesmas questões se aplicam à conversão de dados relacionais para XML.

Usaremos o esquema ER UNIVERSIDADE simplificado, mostrado na Figura 26.6, para ilustrar nossa discussão. Suponha que uma aplicação precise extrair documentos XML para as informações de estudante, curso e grau do banco de dados UNIVERSIDADE.

Os dados necessários para estes documentos estão contidos nos atributos de banco de dados dos tipos de entidades CURSO, DISCIPLINA e ESTUDANTE da Figura 26.6, e nos relacionamentos S-S e C-S entre eles. Em geral, a maioria dos documentos extraídos de um banco de dados usará apenas um subconjunto dos atributos, tipos de entidades e relacionamentos do banco de dados. Nesse exemplo, o subconjunto do banco de dados que é necessário é mostrado na Figura 26.7.

Pelo menos três possíveis hierarquias de documento podem ser extraídas a partir do subconjunto de banco de dados da Figura 26.7. Primeiro, podemos escolher CURSO como a raiz, conforme ilustrado na Figura 26.8. Aqui, cada entidade curso tem o conjunto de seus módulos como subelementos, e cada módulo tem seus estudantes como subelementos. Podemos ver uma conseqüência da modelagem da informação em uma estrutura de árvore hierárquica. Se um estudante participou de múltiplos módulos, essa informação do estudante aparecerá múltiplas vezes no documento — uma vez sob cada módulo. Um possível esquema XML simplificado para essa visão é mostrado na Figura 26.9. O atributo de banco de dados Grau no relacionamento S-S migrou para o elemento ESTUDANTE. Isso ocorre porque ESTUDANTE se torna um filho de DISCIPLINA nesta hierarquia; assim, cada elemento ESTUDANTE sob um elemento DISCIPLINA específico pode ter um nível específico naquele módulo. Nessa hierarquia de documento, um estudante que participou de mais de um módulo terá várias réplicas, uma sob cada módulo, e cada réplica terá o nível específico dado àquele módulo em particular.

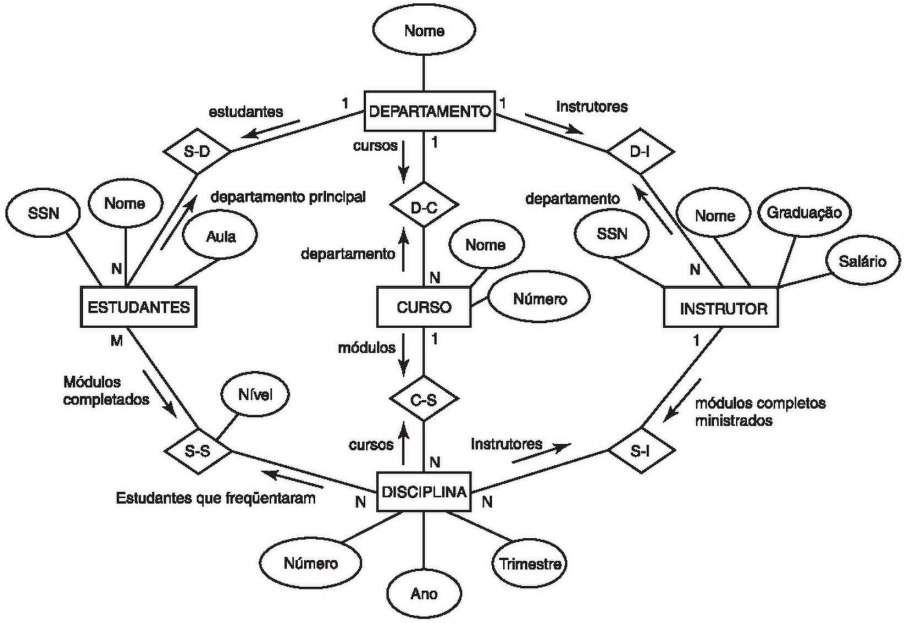


FIGURA 26.6 Diagrama de esquema ER para um banco de dados UNIVERSIDADE simplificado.

FIGURA 26.7 Subconjunto do esquema de banco de dados UNIVERSIDADE necessário para a extração do documento XML.

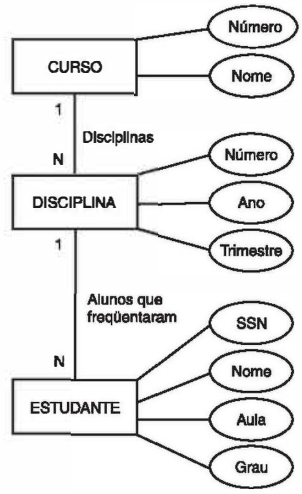


FIGURA 26.8 Visão hierárquica (árvore) com CURSO como raiz.

```
<xsd:element name="root">
<xsd:sequence>
<xsd:element name="curso" minOccurs="0" maxOccurs="unbounded">
  <xsd:sequence>
    <xsd:element name="nomec" type="xsd:string" />
    <xsd:element name="numeroc" type="xsd:unsignedInt" />
    <xsd:element name="disciplina" minOccurs="0" maxOccurs="unbounded">
       <xsd:sequence>
         <xsd:element name="numeromod" type="xsd:unsignedInt" />
         <xsd:element name="ano" type="xsd:string" />
         <xsd:element name="trimestre" type="xsd:string" />
         <xsd:element name="estudante" minOccurs="0" maxOccurs="unbounded">
           <xsd:sequence>
             <xsd:element name="ssn" type="xsd:string" />
             <xsd:element name="nome_m" type="xsd:string" />
             <xsd:element name="aula" type="xsd:string" />
             <xsd:element name="nivel" type="xsd:string" />
             </xsd:sequence>
           </xsd:element>
         </xsd:sequence>
     </xsd:element>
   </xsd:sequence>
</xsd:element>
</xsd:sequence>
</xsd:element>
```

FIGURA 26.9 Documento de esquema XML com CURSO como raiz.

Na segunda visão hierárquica do documento, podemos escolher ESTUDANTE como raiz (Figura 26.10). Nessa visão hierárquica, cada estudante possui um conjunto de módulos como seus elementos filhos, e cada módulo é relacionado a um curso como seu filho porque o relacionamento entre DISCIPLINA e CURSO é N:1. Por isso podemos fazer o *merge* (fundir) dos elementos CURSO e DISCIPLINA nessa visão, conforme mostrado na Figura 26.10. Além disso, o atributo de banco de dados NIVEL pode ser migrado para o elemento DISCIPLINA. Nessa hierarquia, a informação CURSO/DISCIPLINA combinada é replicada sob cada estudante que completou a disciplina. Um possível esquema XML simplificado para essa visão é mostrado na Figura 26.11.

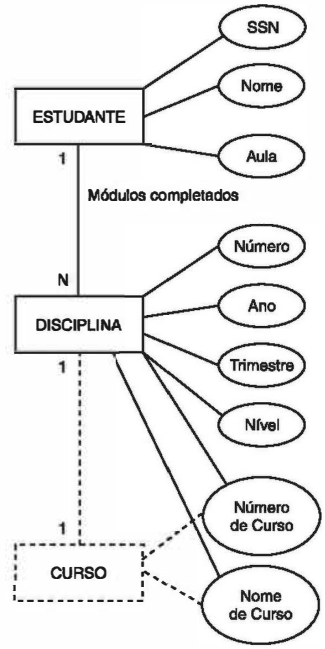


FIGURA 26.10 Visão hierárquica (árvore) com ESTUDANTE como raiz.

```
<xsd:element name="root">
<xsd:sequence>
<xsd:element name="estudante" minOccurs="0" maxOccurs="unbounded">
  <xsd:sequence>
    <xsd:element name="uSSN" type="xsd:string" />
    <xsd:element name="nomes" type="xsd:string" />
    <xsd:element name="aula" type="xsd:string" />
    <xsd:element name="secao" minOccurs="0" maxOccurs="unbounded">
       <xsd:sequence>
         <xsd:element name="numeromod" type="xsd:unsignedInt" />
         <xsd:element name="ano" type="xsd:string" />
         <xsd:element name="trimestre" type="xsd:string" />
         <xsd:element name="numeroc" type="xsd:unsignedInt" />
         <xsd:element name="nomec" type="xsd:string" />
         <xsd:element name="nivel" type="xsd:string" />
       </xsd:sequence>
   </xsd:element>
 </xsd:sequence>
</xsd:element>
</xsd:sequence>
</xsd:element>
```

FIGURA 26.11 Documento de esquema XML com ESTUDANTE como raiz.

O terceiro modo possível é escolher DISCIPLINA como raiz, conforme mostrado na Figura 26.12. De maneira similar à segunda visão hierárquica, a informação de CURSO pode participar de um *merge* (fusão) com o elemento DISCIPLINA. O atributo de banco de dados NIVEL pode ser migrado para o elemento ESTUDANTE. Conforme podemos ver, até mesmo nesse exemplo simples pode haver numerosas visões hierárquicas de documentos, cada uma correspondendo a uma raiz diferente e a uma estrutura de documento XML diferente.

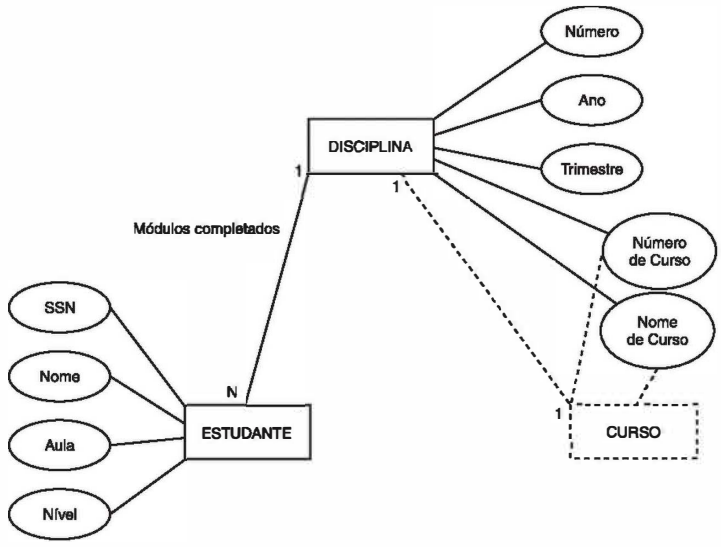


FIGURA 26.12 Visão hierárquica (árvore) com DISCIPLINA como raiz.

26.4.3 Quebra de Ciclos para Converter Grafos em Árvores

Nos exemplos anteriores, o subconjunto de interesse do banco de dados não possuía ciclos. É possível ter um subconjunto mais complexo com um ou mais ciclos, indicando múltiplos relacionamentos entre as entidades. Nesse caso, é mais complexo decidir como criar as hierarquias de documento. A duplicação adicional de entidades pode ser necessária para representar os relacionamentos múltiplos. Ilustraremos isso com um exemplo que usa o esquema ER da Figura 26.6.

Suponha que precisemos da informação de todos os tipos de entidades e relacionamentos da Figura 26.6 para um documento XML em particular, com ESTUDANTE como o elemento raiz. A Figura 26.13 ilustra como uma possível estrutura de árvore hierárquica pode ser criada para esse documento. Primeiro, obtemos um arranjo com ESTUDANTE como raiz, conforme mostrado na parte (1) da Figura 26.13. Essa não é uma estrutura de árvore por causa dos ciclos. Uma maneira de quebrar os ciclos é replicar os tipos de entidade envolvidos nos ciclos. Primeiro, replicamos INSTRUTOR conforme mostrado na parte (2) da Figura

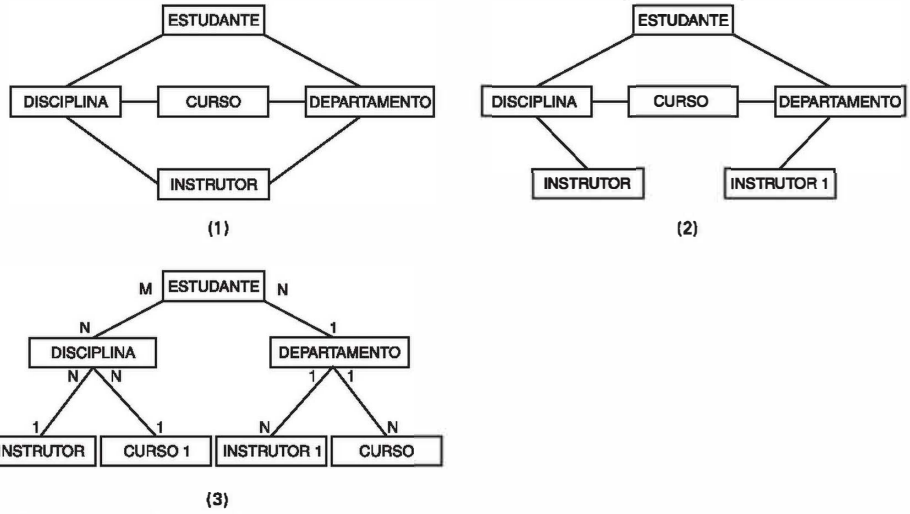


FIGURA 26.13 Conversão de um grafo com ciclos para uma estrutura hierárquica (árvore).

26.13, chamando a réplica à direita de INSTRUTOR1. A réplica de INSTRUTOR à esquerda representa o relacionamento entre os instrutores e os módulos que eles ministram, ao passo que a réplica INSTRUTOR1 à direita representa o relacionamento entre os instrutores e o departamento para o qual cada um trabalha. Depois disso, temos ainda o ciclo que envolve CURSO, assim podemos replicar CURSO de maneira semelhante, conduzindo à hierarquia mostrada na parte (3) da Figura 26.13. A réplica CURSO1 à esquerda representa o relacionamento entre cursos e os seus módulos, enquanto a réplica CURSO à direita representa o relacionamento entre os cursos e o departamento que oferece cada curso.

Na parte (3) da Figura 26.13, convertemos o grafo inicial para uma hierarquia. Podemos fazer fusões (*merge*) mais avançadas se for desejado (como no nosso exemplo anterior) antes de criar a hierarquia final e a estrutura de esquema XML correspondente.

26.4.4 Outros Passos para a Extração de Documentos XML a Partir de Bancos de Dados

Além de criar a hierarquia XML apropriada e o documento de esquema XML correspondente, são necessários vários outros passos para extrair um documento XML em particular a partir de um banco de dados:

1. É necessário criar a consulta correta em SQL para extrair a informação desejada para o documento XML.
2. Uma vez executada a consulta, seu resultado precisa ser estruturado a partir da forma relacional plana para a estrutura de árvore XML.
3. A consulta pode ser customizada para selecionar um único objeto ou objetos múltiplos para o documento. Por exemplo, na visão da Figura 26.11, a consulta pode selecionar uma única entidade estudante e criar um documento que corresponde àquele único estudante, ou pode selecionar vários — ou até mesmo todos — estudantes e criar um documento com múltiplos estudantes.

26.5 CONSULTAS XML

Há diversas propostas para linguagens de consulta XML, mas apenas dois padrões surgiram. O primeiro é o XPath, que provê construtores de linguagem para a especificação de expressões de caminho para identificar certos nodos (elementos) dentro de um documento XML que corresponde a padrões específicos. O segundo é o XQuery, que é uma linguagem de consulta mais genérica. O XQuery usa expressões XPath, mas possui construtores adicionais. Oferecemos uma visão geral de cada uma dessas linguagens nesta seção.

26.5.1 XPath: Especificação de Expressões de Caminho em XML

Uma expressão XPath retorna uma coleção de nodos de elemento que satisfazem certos padrões especificados na expressão. Os nomes na expressão XPath são de nodo da árvore de documento XML que são nomes de *tags* (elemento) ou de atributo, possivelmente com **condições qualificadoras** adicionais para restringir os nodos que satisfazem o padrão. Dois **separadores** principais são usados durante a especificação de um caminho: barra única (/) e barras duplas (//). Uma barra única antes de um *tag* especifica que o *tag* deve aparecer como um filho direto do *tag* anterior (pai), ao passo que barras duplas especificam que o *tag* pode aparecer como um descendente do *tag* anterior *de qualquer nível*. Vamos olhar alguns exemplos de XPath conforme mostrados na Figura 26.14.

```
1. /empresa
2. /empresa/departamento
3. //trabalhador [salarioTrabalhador gt 70000]/nomeTrabalhador
4. /empresa/trabalhador [salarioTrabalhador gt 70000]/nomeTrabalhador
5. /empresa/projeto/trabalhadorProjeto [horas ge 20,0]
```

FIGURA 26.14 Alguns exemplos de expressões XPath para documentos XML que seguem o arquivo de esquema XML EMPRESA da Figura 26.5.

A primeira expressão XPath na Figura 26.14 retorna o nodo raiz EMPRESA e todos os seus nodos descendentes, o que significa que retorna o documento XML inteiro. Devemos observar que é habitual incluir o nome do arquivo na consulta XPath. Isso nos permite especificar qualquer nome de arquivo local ou até mesmo qualquer nome de caminho que especifique um arquivo na Web. Por exemplo, se o documento XML EMPRESA estiver armazenado na localização

```
www.empresa.com/info.xml
```

então a primeira expressão XPath na Figura 26.14 poderia ser escrita como

```
doc(www.empresa.com/info.xml)/empresa.
```

Esse prefixo também seria incluído nos outros exemplos.

O segundo exemplo na Figura 26.14 retorna todos os nodos de departamento (elementos) e suas subárvores descendentes. Observe que os nodos (elementos) em um documento XML são ordenados, assim o resultado de XPath que retorna nodos múltiplos o fará na mesma ordem na qual os nodos estão ordenados na árvore de documento.

A terceira expressão XPath na Figura 26.14 ilustra o uso de //, que é conveniente ser usada se não soubermos o nome completo do caminho que estamos procurando, mas soubermos o nome de alguns *tags* de interesse dentro do documento XML. Isso é particularmente útil para documentos XML sem esquema ou para documentos com muitos níveis de nodos aninhados.[6] A expressão retorna todos os nodos `nomeTrabalhador` que são filhos diretos de um nodo `Trabalhador`, tal que o nodo `Trabalhador` possua um outro elemento `salarioTrabalhador` filho cujo valor é maior que 70 mil. Isso ilustra o uso de condições qualificadoras, que restringem os nodos selecionados pela expressão XPath àqueles que satisfazem a condição. O XPath possui alguns operadores de comparação para serem usados em condições qualificadoras, inclusive as operações aritméticas padrões, de cadeia e de comparações de conjuntos.

A quarta expressão XPath retornaria o mesmo resultado que a anterior, exceto que especificamos o nome completo de caminho neste exemplo. A quinta expressão na Figura 26.14 retorna todos os nodos `trabalhadorProjeto` e seus nodos descendentes que são filhos sob um caminho `/empresa/projeto` e possuem um nodo filho de `horas` com um valor maior que 20,0 horas.

26.5.2 XQuery: Especificação de Consultas em XML

O XPath nos permite escrever expressões que selecionam nodos de um documento de XML estruturado em árvore. O XQuery permite a especificação de consultas mais genéricas em um ou mais documentos XML. A forma típica de uma consulta em XQuery é conhecida por **expressão FLWR**, que representa as quatro cláusulas principais do XQuery e possui a seguinte forma:

```
FOR <variáveis ligadas a nodos individuais (elementos)>

LET <variáveis ligadas a coleções de nodos (elementos)>

WHERE <condições qualificadoras>

RETURN <especificação do resultado da consulta>
```

A Figura 26.15 inclui alguns exemplos de consultas em XQuery que podem ser especificadas sobre documentos de instâncias XML que seguem o documento de esquema XML da Figura 26.5.

```
1. FOR $x IN
       doc(www.empresa.com/info.xml)
       //Trabalhador [salarioTrabalhador gt 70000]/nomeTrabalhador
       RETURN <res> $x/primeiroNome, $x/ultimoNome </res>
2. FOR $x IN
       doc(www.empresa.com/info.xml)/empresa/Trabalhador
       WHERE $x/salarioTrabalhador gt 70000
       RETURN <res> $x/nomeTrabalhador/primeiroNome,
              $x/nomeTrabalhador/ultimoNome </res>
3. FOR $x IN
       doc(www.empresa.com/info.xml)/empresa
              /project[numeroProjeto = 5]/trabalhadorProjeto,
           $y IN
       doc(www.empresa.com/info.xml)/empresa/Trabalhador
       WHERE $x/horas gt 20,0 AND $y.SSN = $x.SSN
       RETURN <res> $y/nomeTrabalhador/primeiroNome,
              $y/nomeTrabalhador/ultimoNome, $x/horas </res>
```

FIGURA 26.15 Alguns exemplos de consultas XQuery sobre documentos XML que seguem o arquivo de esquema XML EMPRESA da Figura 26.5.

A primeira consulta retorna o primeiro e o último nomes dos trabalhadores que ganham mais que 70 mil dólares. A variável `$x` é ligada a cada elemento `nomeTrabalhador` que é um filho de um elemento `Trabalhador`, mas apenas para elementos

6 Estamos usando os termos *nodo*, *tag* e *elemento* indistintivamente aqui.

Trabalhador que satisfaçam o qualificador tal que o valor de seu salárioTrabalhador seja maior que 70 mil. O resultado retorna os elementos filhos primeiroNome e últimoNome dos elementos nomeTrabalhador selecionados. A segunda consulta é uma maneira alternativa de retornar os mesmos elementos retornados pela primeira consulta.

A terceira consulta ilustra como uma operação de junção pode ser executada tendo mais de uma variável. Aqui, a variável $x é ligada a cada elemento trabalhadorProjeto que é um filho do projeto de número 5, ao passo que a variável $y é ligada a cada elemento Trabalhador. A condição de junção faz a correspondência entre os valores de SSN para retornar os nomes de Trabalhadors.

Isso conclui nossa breve introdução sobre XQuery. Ao leitor interessado indicamos o site Web *www.w3.org*, que contém documentos que descrevem os mais recentes padrões relacionados a XML.

26.6 RESUMO

Este capítulo deu uma visão geral do padrão para a representação e troca de dados pela Internet. Começamos discutindo as diferenças entre dados estruturados, semi-estruturados e não estruturados, depois, discutimos por que havia uma necessidade de uma linguagem de especificação tal como o XML. Descrevemos o padrão XML e seu modelo de dados estruturado em árvore (hierárquico), e discutimos documentos XML e as linguagens para a especificação da estrutura desses documentos, a saber, a XML DTD (Definição de Tipo de Documento) e o esquema XML. Depois fornecemos uma avaliação das várias abordagens para armazenar documentos XML, seja em seu formato nativo (texto), em uma forma compactada, ou em bancos de dados relacionais ou de outros tipos, e discutimos as questões de mapeamento que surgem quando há a necessidade de converter dados armazenados em bancos de dados tradicionais para documentos XML. Finalmente, fornecemos uma visão geral das linguagens XPath e XQuery propostas para consultar dados XML.

Questões Para Revisão

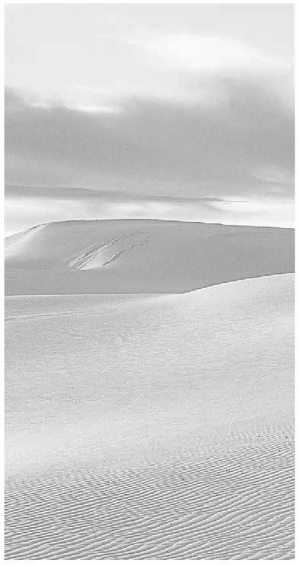
26.1. Quais as diferenças entre dados estruturados, semi-estruturados e não estruturados?
26.2. Sob quais das categorias anteriores se encontram os documentos XML? Fale sobre dados autodescritivos.
26.3. Quais as diferenças entre o uso de *tags* em XML e em HTML?
26.4. Qual a diferença entre documentos XML centrados em dados (*data-centric*) e centrados em documentos (*document-centric*)?
26.5. Qual a diferença entre atributos e elementos em XML? Liste alguns dos atributos importantes usados na especificação de elementos em esquema XML.
26.6. Qual a diferença entre esquema XML e XML DTD?

Exercícios

26.7. Crie um documento de instância XML que corresponda aos dados armazenados no banco de dados relacional mostrado na Figura 5.6 tal que o documento XML esteja em conformidade com o documento de esquema XML da Figura 26.5.
26.8. Crie documentos de esquema XML que correspondam às hierarquias mostradas nas figuras 26.12 e 26.13 parte (3).
26.9. Considere o esquema de banco de dados relacional BIBLIOTECA da Figura 5.20. Crie um documento de esquema XML que corresponda a este esquema de banco de dados.
26.10. Especifique as seguintes visões como consultas em XQuery no esquema XML EMPRESA mostrado na Figura 26.5.
   a. Uma visão que tenha o nome do departamento, o nome do gerente e o salário do gerente para cada departamento.
   b. Uma visão que tenha o nome do Trabalhador, o nome do supervisor e o salário do Trabalhador para cada Trabalhador que trabalha no departamento Pesquisa.
   c. Uma visão que tenha o nome do projeto, o nome do departamento responsável, o número de Trabalhadores e as horas totais trabalhadas por semana no projeto para cada projeto.
   d. Uma visão que tenha o nome do projeto, o nome do departamento responsável, o número de Trabalhadores e as horas totais trabalhadas por semana no projeto para cada projeto com mais de um Trabalhador trabalhando nele.

Bibliografia Selecionada

Há tantos artigos e livros sobre vários aspectos de XML que seria impossível fazer até mesmo uma lista modesta. Mencionaremos um livro: Chaudhri, Rashid e Zicari (org.) (2003). Esse livro discute vários aspectos de XML e contém uma lista de algumas referências recentes de pesquisa e prática sobre XML.



27

Conceitos de Data Mining

Nas ultimas três décadas, muitas organizações têm gerado enorme quantidade de dados interpretáveis por máquinas em forma de arquivos e banco de dados. Para processar esses dados, temos a tecnologia de banco de dados disponível que comporta linguagens de consulta (*query*) como a SQL. O problema com a linguagem SQL é que ela é estruturada e parte do princípio de que o usuário conhece o esquema do banco de dados. A SQL comporta operações de álgebra relacional que permitem que o usuário selecione linhas e colunas de dados das tabelas ou informações relacionadas por junção (*join*) de tabelas baseadas em campos comuns. No próximo capítulo, veremos que a *tecnologia de data warehousing* possui vários tipos de funcionalidades, como consolidação, agregação e compilação de dados. O data warehouse (armazém de dados) permite-nos visualizar as mesmas informações em múltiplas dimensões. Neste capítulo nosso foco recairá em outra área de interesse muito popular, conhecida como **data mining** (garimpagem de dados). Como o nome indica, data mining se refere à mineração ou a descoberta de novas informações em função de padrões ou regras em grandes quantidades de dados. Para ser útil, na prática, a data mining precisa ser realizada eficientemente em grandes arquivos e bancos de dados. Atualmente ela não possui uma boa integração com os sistemas gerenciadores de bancos de dados.

Faremos uma breve revisão desse extenso assunto, que utiliza técnicas de áreas como aprendizado de máquinas, estatística, redes neurais e algoritmos genéticos. Destacaremos a natureza da informação que é descoberta, os tipos de problema encontrados quando se tenta garimpar (*mine*) bancos de dados e os tipos de aplicação utilizados nessa área. Apresentaremos também o estado da arte de um grande número de ferramentas comerciais disponíveis (Seção 26.2.5) e os avanços nas pesquisas que serão necessários para tornar essa área viável.

27.1 Visão Geral da Tecnologia de Data Mining

Em relatórios como os do popular Gartner Group[1], data mining tem sido apontada como uma das tecnologias mais promissoras para o futuro próximo. Nesta seção relacionaremos data mining a uma área mais ampla chamada descoberta de conhecimento e compararemos as duas por meio de um exemplo ilustrativo.

Data Mining *versus* Data Warehousing. A proposta de um data warehouse (Capítulo 29) é sustentar a tomada de decisão com dados. A data mining pode ser usada em conjunto com o data warehouse para auxiliar certos tipos de decisão. Data mining pode ser aplicada a bancos de dados operacionais com transações individuais. Para fazer a data mining mais eficiente, o data warehouse deve ter uma coleção de dados agregados ou sumarizados. Data mining auxilia na obtenção de novos

1 O Relatório do Gartner Group é um dos exemplos entre as muitas publicações sobre tecnologia em que os executivos confiam para tomar suas decisões relacionadas à tecnologia.

padrões que não poderiam ser encontrados simplesmente pesquisando (*querying*) ou processando dados ou metadados no data warehouse. O uso de data mining é fortemente recomendável desde o início, na fase de projeto do data warehouse. Além disso, as ferramentas de data mining deveriam ser projetadas para facilitar seu uso em conjunto com o data warehouse. De fato, em bancos de dados muito grandes da ordem de terabites de dados, o sucesso de aplicações de data mining dependerá primeiro da construção do data warehouse.

A Data Mining como uma Parte do Processo de Descoberta de Conhecimento (Knowledge Discovery) A **Descoberta de Conhecimento em Bancos de Dados (Knowledge Discovery in Databases),** normalmente abreviada como KDD, engloba mais que a data mining. O processo é composto por seis fases[2]: seleção de dados, limpeza, enriquecimento, transformação ou codificação, data mining e construção de relatórios e apresentação da informação descoberta.

Como exemplo, imagine um banco de dados mantido por um comerciante. Considere que os dados do cliente incluem nome, CEP, telefone, data da compra, código do item, preço, quantidade e valor total. Várias informações sobre o cliente podem ser obtidas pelo processamento KDD nesse banco de dados. Durante a *seleção de dados*, podem ser levantados itens específicos ou categorias de itens, ou de lojas em uma dada região ou área de um país. O processo de *limpeza dos dados* pode corrigir CEPs errados ou eliminar registros com prefixos de telefone errados. O *enriquecimento* incrementa os dados com fontes adicionais de informações. Por exemplo, pelo telefone ou pelo nome do cliente, a loja pode adquirir outros dados, como idade, renda, risco de crédito, e incluí-los em cada registro. A *transformação dos dados* e codificação pode ser executada para reduzir a quantidade de dados. Por exemplo, novos códigos podem ser agrupados em categorias de produto como áudio, vídeo, materiais, dispositivos eletrônicos, câmeras, acessórios, e assim por diante. CEPs podem ser agrupados em regiões geográficas, impostos podem ser divididos em faixas, e assim por diante. Na Figura 28.1, mostramos o passo chamado *limpeza* como precursor da criação do data warehouse. Se data mining é baseada em um data warehouse existente para essa loja, esperamos que a limpeza já tenha sido aplicada. Somente depois desse pré-processamento é que as técnicas de data mining são usadas para extrair diferentes regras e padrões.

O resultado da mineração pode ser descobrir os seguintes tipos de informação 'nova':

a. Regras de associação — por exemplo, se um cliente compra equipamentos de vídeo, ele pode também comprar outros componentes eletrônicos.
b. Padrões seqüenciais — por exemplo, suponha que um cliente compre uma câmera, e que dentro de três meses ele ou ela compre materiais fotográficos, de forma que, dentro dos próximos seis meses, ele deverá comprar um acessório. Isso define um padrão seqüencial de transações. Um cliente que compra mais que duas vezes em um período de baixa deverá estar propenso a comprar pelo menos uma vez no período de Natal.
c. Árvores de classificação — por exemplo, clientes podem ser classificados por freqüência de visitas, por tipo de financiamento utilizado, por quantidade comprada, ou por afinidade com tipos de itens, e algumas estatísticas reveladoras podem ser geradas para cada classe de cliente.

Podemos ver que existem muitas possibilidades de descoberta de novo conhecimento sobre padrões de compra, relacionando fatores como idade, grupo de renda, local da residência, com o que e como muitos clientes compram. Essas informações podem ser utilizadas para planejar a localização de novas lojas com base nas informações demográficas, para promoções nas lojas, para combinar itens em propaganda ou para planejar estratégias sazonais de *marketing*. Como esse exemplo mostra, a data mining precisa ser precedida por significativa preparação de dados antes que ela possa gerar informação significativa que influencie as decisões de negócio.

Os resultados da data mining podem ser mostrados em uma variedade de formatos, como listagens, gráficos, tabelas resumidas ou gráficos.

Metas da Data Mining e da Descoberta de Conhecimento. A data mining é normalmente executada para alguma meta ou aplicação. De forma geral, esses propósitos falham nas seguintes classes: predição, identificação, classificação e otimização.

- **Predição** — A data mining pode mostrar como certos atributos dos dados irão se comportar no futuro. Exemplos de data mining preditiva incluem a análise das transações de compra para prever o que os clientes irão comprar com certos descontos, o volume de vendas que uma loja pode gerar em dado período e se a exclusão uma linha de produto pode gerar maior lucratividade. Em algumas aplicações, a lógica do negócio é utilizada acoplada à data mining. Em um contexto científico, certas ondas de padrões sísmicos podem prever um terremoto com alta probabilidade.

2 Esta discussão é baseada essencialmente em Adriaans e Zantinge (1996).

- **Identificação** — Padrões de dados podem ser usados para identificar a existência de um item, um evento ou uma atividade. Por exemplo, intrusos tentando danificar um sistema podem ser identificados pelo programa em execução, pelos arquivos acessados e pelo tempo de CPU por sessão. Em aplicações biológicas, a existência de um gene pode ser identificada por seqüências de símbolos do nucleóide na seqüência do DNA. A área conhecida como *autenticação* é uma forma de identificação. Ela verifica se um usuário é realmente aquele usuário específico ou pertence a uma classe não autorizada, e envolve uma comparação de parâmetros ou imagens ou sinais com um banco de dados.
- **Classificação** — A data mining pode particionar os dados, podendo as diferentes classes ou categorias ser identificadas baseadas em combinações de parâmetros. Por exemplo, clientes em um supermercado podem ser colocados em categorias como compradores motivados por descontos, compradores numa corrida, compradores fiéis, compradores aficionados a uma marca, e compradores eventuais. A classificação pode ser utilizada em diferentes análises das compras dos clientes como uma atividade pós-mineração. Às vezes a classificação baseada em domínio de conhecimento é usada como uma entrada para decompor o problema de mineração e torná-la mais simples. Por exemplo, comidas saudáveis, comidas para festas, comidas para lanches escolares são categorias diferentes no negócio de supermercado. Isso faz sentido para analisar relacionamentos dentro e entre categorias como problemas separados. Essa categorização pode ser usada para codificar os dados de forma adequada antes de submetê-los a data minings mais refinados.
- **Optimização** — Um objetivo da data mining pode ser otimizar o uso de recursos limitados como tempo, espaço, dinheiro ou materiais, e maximizar as variáveis de saída como vendas ou lucro sob determinado conjunto de restrições. Como tal, essa meta da data mining se assemelha aos objetivos da função usada no problema de pesquisa operacional que trata otimização sob restrições.

O termo data mining está sendo comumente utilizado em um senso muito amplo. Em alguns casos, inclui análise estatística e otimização restritiva, assim como aprendizado por máquinas. Não existe uma linha separando a data mining dessas disciplinas. Está além do nosso escopo discutir em detalhes toda a gama de aplicações que formam esse vasto campo de trabalho. Para um entendimento detalhado da área, os leitores devem procurar livros especializados em *data mining*.

Tipos de Descoberta de Conhecimento durante a Data Mining. O termo 'conhecimento' é comumente interpretado como o envolvimento de algum grau de inteligência. Existe uma progressão do dado para a informação e para o conhecimento à medida que evoluímos com o processamento. O conhecimento é classificado em indutivo e dedutivo. O **conhecimento dedutivo** deduz novas informações baseadas na aplicação de regras lógicas *predefinidas* de dedução sobre dados existentes. A data mining apóia o **conhecimento indutivo**, que descobre novas regras e padrões nos dados fornecidos. O conhecimento pode ser representado de muitas formas. Em um senso não estruturado, ele pode ser representado por regras ou por lógica proposicional. Em uma forma estruturada, ele pode ser representado por árvores de decisão, redes semânticas, redes neurais ou hierarquias de classes ou *frames*. É comum descrever o conhecimento descoberto durante a data mining em cinco modos, como segue.

- **Regras de associação** — Essas regras relacionam a presença de um conjunto de itens com outra faixa de valores de um outro conjunto de variáveis. Exemplos: (1) Quando uma mulher compra uma bolsa em uma loja, ela está propensa a comprar sapatos. (2) Uma imagem de raio X contendo as características a e b provavelmente exibirá também a característica c.
- **Hierarquias de classificação** — O objetivo é trabalhar em um conjunto de eventos ou transações para criar uma hierarquia de classes. Exemplos: (1) Uma população pode ser dividida em cinco faixas de risco de crédito baseando-se no histórico de transações de crédito anteriores. (2) Um modelo pode ser desenvolvido para os fatores que determinam o local mais indicado para uma loja numa escala de 1–10. (3) Fundos mútuos podem ser classificados baseados nos dados de performance usando características como crescimento, lucro, ou estabilidade.
- **Padrões seqüenciais** — Uma seqüência de ações ou eventos é investigada. Exemplo: Se um paciente fez ponte de safena cardíaca para artérias bloqueadas e um aneurisma, e depois desenvolveu uréia alta no sangue no período de um ano, ele está propenso a sofrer de problemas renais nos próximos dezoito meses. A detecção de padrões seqüenciais é equivalente à detecção de associação entre eventos com algum relacionamento temporal.
- **Padrões com séries temporais** — Similaridades podem ser encontradas em posições de uma **série temporal** de dados, que é uma seqüência de dados tomada a intervalos regulares, como vendas diárias ou preço diário de fechamento de ações. Exemplos: (1) As ações de uma empresa pública, a ABC Power, e de uma financeira, a XYZ Securities, mostraram o mesmo padrão durante 2002 em termos de preço de fechamento de suas ações. (2) Dois produtos mostram o

mesmo padrão de vendas no verão, mas diferentes no inverno. (3) Um padrão no vento magnético solar pode ser usado para prever mudanças nas condições atmosféricas da terra.

- ***Clustering* (Agrupando)** — Uma dada população de eventos ou novos itens podem ser particionados (segmentados) em conjuntos de elementos 'similares'. Exemplos: (1) Uma população de dados sobre o tratamento de uma doença pode ser dividida em grupos baseados na similaridade dos efeitos colaterais produzidos. (2) A população adulta nos EUA pode ser categorizada em cinco grupos, desde 'mais propensos a comprar' até 'menos propensos a comprar' um novo produto. (3) O acesso pela Internet a um conjunto de documentos feito por um grupo de usuários (digamos, em uma bilioteca digital) pode ser analisado em termos das palavras-chave dos documentos, permitindo-se identificar grupos ou categorias de usuários.

Para a maioria das aplicações, o conhecimento desejável é uma combinação dos tipos citados anteriormente. Vamos expandir cada um deles nas seções seguintes.

27.2 Regras de Associação

27.2.1 Modelo dos Carrinhos de Supermercado, Suporte e Confiança

Uma das principais tecnologias em data mining envolve a descoberta das regras de associação. Um banco de dados é considerado uma coleção de transações, cada uma envolvendo um conjunto de itens. Um exemplo são os **dados do carrinho de supermercado**. Aqui o carrinho corresponde aos itens que um consumidor compra em um supermercado durante uma visita. Considere quatro transações em um exemplo randômico mostrado na Figura 27.1.

Uma **regra de associação** é da forma $X => Y$, onde $X = \{x_1, x_2, \ldots, x_n\}$, e $Y = \{y_1, y_2, \ldots, y_m\}$ são conjuntos de itens, com x_i e y_j sendo itens distintos para todo i e todo j. Essa associação estabelece que, se um cliente comprar X, ele também estará propenso a comprar Y. Geralmente, essas regras de associação têm a forma LME (lado da mão esquerda) => LMD (lado da mão direita), onde LME e LMD são os conjuntos de itens. O conjunto LME ∪ LMD é chamado **conjunto-item**, o conjunto de todos os itens comprados pelos clientes. Para que uma regra de associação seja do interesse de um pesquisador de dados (*data miner*), a regra precisa satisfazer algumas medidas. Duas medidas de interesse comuns fornecem suporte e confiança.

O **suporte** para uma regra LME => LMD é com relação a ela própria; refere-se a quão freqüentemente ela acontece no banco de dados. Isto é, o suporte é o percentual de transações que contém todos os itens na própria relação LME ∪ LMD. Se o suporte é baixo, isso implica que não existe nenhuma evidência significativa que os itens em LME ∪ LMD ocorram juntos, dado que o conjunto de itens ocorre em apenas uma pequena fração de transações. Outro termo suportado é a *prevalência* da regra. A **confiança** está relacionada à implicação definida na regra.

A confiança da regra LME => LMD é calculada como o suporte (LME ∪ LMD)/suporte(LMD). Podemos analisar a possibilidade de que os itens do LMD sejam comprados dado que os itens do LME foram comprados por um cliente. Outro termo para confiança é a *força* da regra.

Como um exemplo de suporte e confiança, considere as duas regras: Leite =>Suco e Pão => Suco. Observando os quatro exemplos de transações na Figura 27.1, vemos que o suporte de {Leite, Suco} é 50%, e o suporte de {Pão, Suco} é de somente 25%. A confiança de Leite => Suco é 66,7% (significando que das transações nas quais leite ocorre, duas contêm suco), e a confiança de Pão => Suco é 50% (significando que uma de cada duas transações contendo pão também contém suco).

Como podemos notar, suporte e confiança não necessariamente são proporcionais. A meta em regras de associação, então, é gerar todas as possíveis regras que excedam as especificações dos usuários garantindo suporte e confiança acima do limite definido. O problema pode ser, dessa forma, decomposto em dois subproblemas:

a. Gerar todos os conjuntos de itens que estejam acima dos limites estabelecidos. Estes conjuntos de itens são chamados **conjunto de itens grande** (ou **freqüente**). Note que grande refere-se a suporte (o quanto o suporte é grande).
b. Para cada conjunto de itens grande, todas as regras que tenham um mínimo de confiança são geradas conforme segue: Para um conjunto grande X e $Y \subset X$, sendo $Z = X - Y$; então se o suporte(X)/suporte(Z)> confiança mínima, a regra $Z => Y$ (isto é, $X - Y => Y$) é uma regra válida.

A geração de regras usando todo o conjunto de itens grandes e seu suporte é relativamente direta. Entretanto, descobrir todo conjunto de itens grandes junto com o valor para seu suporte é um problema significativo se a cardinalidade do conjunto de itens é muito alta. Um supermercado tem milhares de itens. O número de conjunto de itens distintos é 2^m, onde m é o número de itens, e o levantamento do suporte para todos os conjuntos de itens possíveis exige intenso esforço computacional. Para reduzir o espaço de busca combinatória, os algoritmos para encontrar as regras de associação utilizam as seguintes propriedades:

- Um subconjunto de um conjunto de itens grandes precisa também ser grande (isto é, cada subconjunto de um conjunto de itens grande excede o suporte mínimo exigido).
- Por reciprocidade, um superconjunto de um conjunto de itens pequeno é também pequeno (implicando que ele não tem suporte suficiente).

Id-Transação	Tempo	Itens-Comprados
101	6:35	leite, pão, bolachas, suco
792	7:38	leite, suco
1130	8:05	leite, ovos
1735	8:40	pão, bolachas, café

FIGURA 27.1 Exemplos de transação em um carrinho de supermercado típico.

A primeira propriedade é chamada **fechamento por baixo** (inferência do superconjunto para o subconjunto). A segunda propriedade, chamada **antimonotonicidade**, ajuda a reduzir o espaço de busca por possíveis soluções. Isto é, uma vez que um item for considerado pequeno (não um conjunto-item grande), qualquer extensão para aquele conjunto de itens, formado pela adição de um ou mais itens ao conjunto, será também um conjunto pequeno.

27.2.2 Algoritmo Apriori

O primeiro algoritmo a usar as propriedades de fechamento por baixo e antimonotonicidade foi o **algoritmo Apriori**, mostrado como o Algoritmo 27.1.

Algoritmo 27.1: Algoritmo Apriori para encontrar conjuntos de itens freqüentes (grandes)

Input (Entrada): Banco de dados de *m* transações, D, e um suporte mínimo, *mins*, representado como uma fração de *m*

Output (Saída): conjuntos de itens freqüentes, L_1, L_2, ..., L_k

Início

calcula suporte(i_j) = contar(i_j)/m para cada item individual, i_1, i_2, ...,i_n lendo o banco de dados uma vez e contando o número de transações em que o item i_j aparece (isto é, conta(i_j));

o candidato a freqüente o conjunto de itens-1, C_1, será o conjunto de itens i_1, i_2, . . . ,i_n.

O subconjunto de itens contendo i_j de C_1 onde o suporte(i_j) >= *mins* torna-se o freqüente

conjunto de itens-1, L_1;

k = 1;

terminação = falso;

repetir

L_{k+1} = ;

criar o candidato a freqüente, o conjunto de itens–(k+1), C_{k+1}, combinando os membros de L_k que tenham k-1 itens em comum; (forma candidatos a conjunto de itens freqüente–(k+1) seletivamente estendendo os conjuntos de itens–k freqüentes por um item)

Além disso, somente considerar como elementos de C_{k+1} aqueles k+1 itens em que cada conjunto de tamanho k que apareça em L_k;

pesquisar o banco de dados uma vez e calcular o suporte para cada membro de C_{k+1}; se o suporte para um membro de C_{k+1} >= *mins*, então adicionar aquele membro a L_{k+1};

se L_{k+1} é vazio então terminação = verdadeiro
senão k = k + 1;

até terminação;

Fim;

Ilustramos o Algoritmo 27.1 usando os dados da transação da Figura 27.1 usando um suporte mínimo de 0,5. Os conjuntos de itens-1 candidatos são {leite, pão, suco, bolachas, ovos, café} e seus respectivos suportes são 0,75, 0,5, 0,5, 0,5, 0,25 e 0,25. Os primeiros quatro itens qualificam-se para L_1 pois seu suporte é maior ou igual a 0,5. Na primeira repetição do *loop*, estendemos o conjunto freqüente de itens-1 para criar o candidato a freqüente conjunto de itens-2, C_2. C_2 contém {leite, pão}, {leite, suco}, {pão, suco}, {leite, bolachas}, {pão, bolachas} e {suco, bolachas}. Notar, por exemplo, que {leite, ovos} não aparece em C_2, pois {ovos} é pequeno (pela propriedade da antimonotonicidade), e não aparece em L_1. O suporte para os seis conjuntos contidos em C_2 são 0,25, 0,5, 0,25, 0,25, 0,5 e 0,25, e são calculados varrendo o conjunto de transações. Somente o segundo conjunto de itens-2 {leite, suco} e o quinto {pão, bolachas} têm suporte maior ou igual a 0,5. Esses dois conjuntos de itens-2 formam o conjunto de itens freqüente 2, L_2.

Na próxima repetição do *loop*, obteremos os candidatos a conjuntos de itens freqüentes 3 somando itens adicionais aos conjuntos em L_2. Entretanto, nenhuma extensão de conjuntos de itens em L_2 terá todos os subconjuntos de itens-2 contidos em L_2. Por exemplo, considere {leite, suco, pão}; o conjunto de itens-2 {leite, pão} não está em L_2, então {leite, suco, pão} não pode ser um conjunto de itens-3 freqüente pela propriedade de fechamento por baixo. Nesse ponto, o algoritmo termina com L_1 igual a {{leite}, {pão}, {suco}, {bolachas}} e L_2 igual a {{leite, suco}, {pão, bolachas}}.

Vários outros algoritmos têm sido propostos para as regras de associação. Eles variam principalmente em termos de como os conjuntos de itens candidatos são gerados, e como o suporte para eles é contado. Alguns algoritmos utilizam estruturas de dados como bitmaps e hashtrees para armazenar informações sobre conjuntos de itens. Vários algoritmos têm sido propostos utilizando múltiplas varreduras no banco de dados porque o número potencial de conjuntos de itens 2^m pode ser muito grande para o contador durante uma única varredura. Examinaremos três algoritmos incrementados (comparados ao algoritmo Apriori) para extração de regras de associação; o algoritmo por amostragem, o algoritmo árvore de padrão-freqüente e o algoritmo de partição.

27.2.3 Algoritmo por Amostragem

A idéia principal do **algoritmo por amostragem** é selecionar uma pequena amostra, que caiba na memória principal do banco de dados de transações, e determinar os conjuntos de itens freqüentes daquela amostra. Se aqueles conjuntos formam um superconjunto de conjuntos de itens freqüentes para o banco de dados todo, então podemos determinar os conjuntos de itens freqüentes de fato varrendo o restante do banco de dados para calcular o valor exato para o superconjunto de conjuntos de itens. Um superconjunto de conjuntos de itens freqüentes pode ser extraído de uma amostra usando, por exemplo, o algoritmo Apriori, com o suporte mínimo diminuído.

Em casos raros, alguns conjuntos de itens freqüentes podem ser perdidos e uma segunda varredura do banco de dados pode ser necessária. Para decidir se algum conjunto de itens freqüente não foi encontrado, é utilizado o conceito de borda negativa. A borda negativa em relação a um conjunto de itens freqüente, S, e o conjunto de itens, I, é o conjunto de itens mínimo contido no PowerSet(I), e não em S. A idéia básica é que a borda negativa de um conjunto do conjunto de itens freqüentes contém o conjunto de itens mais próximo daquele que poderia, também, ser freqüente. Considere o caso em que um conjunto X não está contido no conjunto de itens freqüentes. Se todos os subconjuntos de X estão contidos no conjunto do conjunto de itens freqüentes, então X estaria na borda negativa.

Utilizaremos um exemplo para ilustração desse conceito. Considere o conjunto de itens I = {A, B, C, D, E} e considere o conjunto combinado de itens freqüentes de tamanho 1 a 3 sendo S = { {A}, {B}, {C}, {D}, {AB}, {AC}, {BC}, {AD}, {CD}, {ABC} }. A borda negativa é {{E}, {BD}, {ACD}}. O conjunto {E} é o único conjunto de itens-1 não contido em S, {BD} é o único conjunto de itens-2 que não está em S, mas cujos subconjuntos dos conjuntos de itens-1 estão, e {ACD} é o único conjunto de itens-3 cujo subconjunto do conjunto de itens-2 estão todos em S. A borda negativa é importante porque determina o suporte para aqueles conjuntos de itens na borda negativa, garantindo que nenhum conjunto de itens grande foi perdido na análise da amostra dos dados.

O suporte para a borda negativa é determinado quando o restante do banco de dados é lido. Se descobrimos que um conjunto de itens, X, na borda negativa pertence ao conjunto de todos os conjuntos de itens freqüentes, existe potencial para que um superconjunto de X seja também freqüente. Se isso acontece, um segundo passo no banco de dados é necessário para garantir que todos os conjuntos de itens freqüentes foram encontrados.

27.2.4 Algoritmo Árvore de Padrão-Freqüente

O **algoritmo árvore de padrão-freqüente** é motivado pelo fato de que os algoritmos baseados no Apriori podem gerar e testar um número muito grande de conjuntos de itens candidatos. Por exemplo, com 1.000 conjuntos de itens-1 freqüentes, o algo-

ritmo Apriori pode gerar $\left(\frac{1000}{2}\right)$ 499.500 conjuntos de itens-2 candidatos. O algoritmo PF-crescente é uma abordagem que elimina a geração de um grande número de conjuntos de itens candidatos.

O algoritmo primeiro produz uma versão comprimida do banco de dados em termos de uma árvore-PF (árvore de padrão freqüente). A árvore-PF armazena informações relevantes dos conjuntos de itens e permite, por eficiência, descobrir os conjuntos de itens freqüentes. O processo real de extração adota uma estratégia dividir-conquistar em que o processo de extração é decomposto em um conjunto de tarefas menores que operam em uma árvore-PF condicional, um subconjunto (projeção) da árvore original. Inicialmente veremos como a árvore-PF é construída. O banco de dados é primeiro varrido e os conjuntos de itens-1 freqüentes de acordo com seu suporte são obtidos. Com esse algoritmo, o suporte é a *contagem* de transações contendo o item em vez da fração de transações contendo o item. Os conjuntos de itens-1 freqüentes são classificados em ordem não incremental de seu suporte. A seguir, a raiz da árvore-PF é criada com o label 'null'. O banco de dados é varrido uma segunda vez e, para cada transação T no banco de dados, o conjunto de itens-1 freqüente em T é colocado em ordem como foi feito para os conjuntos de itens-1 freqüentes. Podemos projetar essa lista classificada para T como consistindo de um primeiro item, a cabeça (head), e os itens restantes, a cauda. A informação do conjunto de itens (cabeça, cauda) é inserida na árvore-PF recursivamente, começando no nó raiz, conforme descrito a seguir:

1. se o nó corrente, N, da árvore-PF tem um filho (child) com nome de item = cabeça, então, incrementar 1 ao contador associado com o nó N, se não, criar um novo nó, N, com um contador iniciado com 1, conectar N a seus pais e conectar N com a tabela de cabeçalhos de itens (utilizada para travessia eficiente da árvore);
2. se a cauda é não-vazia, repetir o passo (1) usando como lista classificada somente a cauda; isto é, a cabeça antiga é removida, e a nova é o primeiro item da cauda, e os itens restantes tornam-se a nova cauda.

A tabela de cabeçalhos de itens, criada durante o processo de construção da árvore-PF, contém três campos por entrada para cada item freqüente, que são o identificador do item, o contador de suporte e o nó de conexão. O identificador de item e o contador de suporte são auto-explicativos. O nó de conexão é um ponteiro para a ocorrência daquele item na árvore-PF. Dado que múltiplas ocorrências de um único item podem aparecer na árvore-PF, esses itens são conectados juntos como uma lista, da qual o início é apontado pelo nó na tabela de cabeçalhos de item. Ilustraremos a construção da árvore-PF usando os dados da transação da Figura 27.1. Usaremos o suporte mínimo de 2. Um passe sobre as quatro transações gera os seguintes conjuntos de itens-1 freqüentes com suporte associado: { {(leite,3)}, {(pão,2)}, {(bolachas,2)}, {(suco,2)} }. O banco de dados é varrido uma segunda vez e cada transação será processada novamente.

Para a primeira transação, foi criada a lista classificada, T= {leite, pão, bolachas, suco}. Os itens em T são os conjuntos de itens-1 freqüentes da primeira transação. Os itens são ordenados baseados em uma ordem não incremental da contagem dos conjuntos de itens-1 encontrados na primeira passagem, (isto é, leite primeira, pão segunda etc.). Criamos o nó raiz nulo (*null*) para a árvore-PF e inserimos 'leite' como o filho da raiz, 'pão' como o filho de 'leite', 'bolachas' como o filho de 'pão' e 'suco' como o filho de 'bolachas'. Ajustamos as entradas para os itens freqüentes na tabela de cabeçalhos.

Para a segunda transação, temos a lista classificada {leite, suco}. Começando na raiz, vemos que o nó filho com o label 'leite' existe, então movemos esse nó e atualizamos o contador (para a contagem da segunda transação que contém leite). Vemos que não existem filhos do nó corrente com label 'suco'; assim, criamos um novo nó, com label 'suco'. A tabela de cabeçalhos é atualizada.

A terceira transação possui somente um item-1 freqüente, {leite}. Novamente, iniciando na raiz, vemos que o nó com label 'leite' existe, então, movemos para esse nó, ajustamos seu contador e ajustamos a tabela. A transação final contém os itens freqüentes {pão, bolachas}. No nó raiz, não existe um filho com label 'pão'. Então, criamos um novo filho da raiz, inicializamos seu contador e inserimos 'bolachas' como um filho desse nó e inicializamos seu contador. Depois que a tabela de cabeçalhos for inicializada, terminamos a árvore-PF e a tabela de cabeçalhos de itens conforme mostrado na Figura 27.2. Se examinamos a árvore-PF, vemos que ela representa as transações originais em formato comprimido (isto é, mostrando somente os itens de cada transação que são maiores que os conjuntos de itens-1).

```
Algoritmo 27.2: Algoritmo para encontrar conjuntos de itens freqüentes PF-crescente
Entrada (Input): árvore-PF e o suporte mínimo, smin
Saída (Output): padrões freqüentes (conjuntos de itens)
Procedure crescente-PF (árvore, alfa);
Início
se a árvore contém um único caminho P então
para cada combinação, beta, dos nós no caminho
  gerar padrão (beta ∪ alfa)
```

```
  com suporte = suporte mínimo dos nós em beta
senão,
  para cada item, i, no cabeçalho da árvore faça
    begin
      gerar padrão beta= (i ∪ alfa) com suporte = i.suporte;
      construir a base padrão condicional de beta;
      construir a árvore-PF condicional de beta, árvore_beta;
      se a árvore_beta não é vazia então
      crescente-PF (árvore_beta, beta);
   end;
End;
```

O Algoritmo 27.2 é usado para gerar a árvore-PF para os padrões freqüentes. Com a árvore-PF, é possível encontrar todos os padrões freqüentes que contêm um dado item freqüente, iniciando da tabela de cabeçalhos de itens para aquele item e verificando os nós conectados na árvore-PF. O algoritmo inicia com o conjunto de itens-1 freqüentes (padrão de sufixo), monta sua base de padrão condicional e, então, sua árvore-PF condicional. A base do padrão é feita de um conjunto de caminhos de prefixos, isto é, onde o item freqüente é um sufixo. Por exemplo, se consideramos o item suco, vemos na Figura 27.3 que existem dois caminhos na árvore-PF que terminam com suco: (leite, pão, bolachas, suco) e (leite, suco). Os dois caminhos prefixos são (leite, pão, bolachas) e (leite). A árvore-PF condicional é construída dos padrões obtidos na base de padrões condicionais. A extração é executada recursivamente nessa árvore-PF. Os padrões freqüentes são formados concatenando o sufixo padrão com os padrões freqüentes produzidos da árvore-PF condicional gerada.

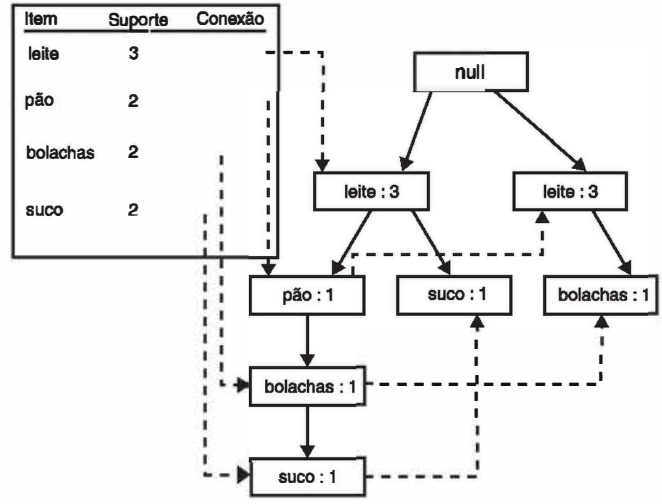


FIGURA 27.2 Árvore-PF e tabela de cabeçalhos de itens.

Ilustramos o algoritmo usando os dados na Figura 27.1 e a árvore na Figura 27.2. A procedure crescente-PF é chamada com os dois parâmetros: o original árvore-PF e *null* para a variável alfa. Desde que a árvore-PF original tenha mais que um único caminho, nós executamos a parte 'senão' do primeiro comando if. Iniciamos com o item freqüente suco. Iremos examinar os itens freqüentes na ordem do suporte mais baixo (isto é, da última entrada na tabela para a primeira). A variável beta é atualizada para suco com suporte igual a 2.

Seguindo o nó conectado na tabela, construímos a base padrão condicional consistindo em dois caminhos (com suco como sufixo). Estes são (leite, pão, bolachas: 1) e (leite: 1). A árvore-PF condicional consiste em um único nó, leite:2. Isso se deve ao suporte de somente 1 para o nó pão e bolachas, que está abaixo do suporte mínimo 2. O algoritmo é chamado recursivamente com uma árvore-PF de somente um único nó (isto é, leite: 2) e um valor beta de suco. Desde que essa árvore-PF tenha somente um caminho, todas as combinações de beta e nós no caminho são geradas (ou seja, {leite, suco}) com suporte 2.

Em seguida, o próximo item freqüente, bolachas, é usado. A variável beta é alterada para suporte = 2. Seguindo o nó conectado na tabela de cabeçalhos, construímos a base padrão condicional consistindo de dois caminhos. São (leite, pão:1) e (pão:1). A árvore-PF condicional tem um único nó, pão:2. O algoritmo é chamado recursivamente com uma árvore-PF de um único nó (que é pão:2) e o valor beta de bolachas. Desde que essa árvore-PF tenha somente um caminho, todas as combinações de beta e dos nós são geradas, isto é, {pão, bolachas} com suporte 2. O item freqüente, pão, é considerado a seguir. A variável beta é atualizada com pão, com suporte = 2. Seguindo a conexão do nó na tabela, construímos a base padrão condicional consistindo de um caminho, que é (leite:1). A árvore-PF condicional está vazia desde que o contador seja menor que o suporte mínimo. Se a árvore-PF condicional estiver vazia, nenhum padrão freqüente será gerado.

O último item freqüente a considerar é leite. Este é o item mais alto na tabela e tem uma base de padrão condicional vazia e uma árvore-PF condicional também vazia. Como resultado, nenhum padrão freqüente é adicionado. O resultado da execução do algoritmo é o padrão freqüente (ou conjuntos de itens) com suporte: { {leite:3}, {pão:2}, {bolachas:2}, {suco:2}, {leite, suco:2}, {pão, bolachas:2} }.

27.2.5 Algoritmo de Partição

Outro algoritmo, chamado **partição**[3], é resumido a seguir. Se tivermos um banco de dados com um número potencial pequeno de conjuntos de itens grandes, digamos, uns poucos milhares, então o suporte para todos eles pode ser testado em uma passagem usando a técnica de partição. A partição divide o banco em subconjuntos sem sobreposição; estes são considerados bancos de dados separados, e todos os conjuntos de itens grandes para cada partição, chamados *conjuntos de itens freqüentes locais*, são gerados em uma única leitura do banco. O algoritmo Apriori pode ser usado eficientemente em cada partição se ela couber inteiramente na memória principal. As partições são escolhidas de forma que cada possa ser acomodada na memória. Assim, uma partição é lida somente uma vez em cada passagem. A única precaução com o método é que o suporte mínimo usado para cada partição tenha uma pequena diferença de significado em relação ao valor original. O suporte mínimo é baseado no tamanho da partição, em vez do tamanho do banco de dados, para determinar os conjuntos de itens (grandes) freqüentes locais. O valor-limite do suporte é o mesmo que o valor dado, mas o suporte é calculado somente para uma partição.

No final da primeira passagem, temos a união de todos os conjuntos de itens freqüentes de cada partição. Esse resultado forma os conjuntos de itens candidatos para todo o banco de dados. Quando essas listas são combinadas (*merged*), elas podem conter alguns falsos positivos. Isto é, alguns dos conjuntos de itens que são freqüentes (grandes) em uma partição podem não se qualificar em outras partições e, portanto, não superar o suporte mínimo quando o banco de dados original for considerado. Note que não existem falsos negativos; nenhum conjunto de itens grandes será perdido. Os candidatos identificados na primeira passagem serão verificados na segunda passagem; isto é, seu suporte real será calculado em relação a *todo* o banco de dados. Ao final da fase dois, todos os conjuntos de itens grandes globais são identificados. O algoritmo de Partição é direcionado naturalmente para uma implementação distribuída ou paralela para melhor eficiência. Otimizações desse algoritmo têm sido pesquisadas.[4]

27.2.6 Outros Tipos de Regras de Associação

Regras de Associação entre Hierarquias. Existem certos tipos de associações que são particularmente interessantes por alguma razão especial. Essas associações ocorrem entre hierarquias de itens. Tipicamente, é possível dividir itens entre hierarquias separadas baseadas na natureza do domínio. Por exemplo, comidas em um supermercado, itens em uma loja de departamentos ou artigos em uma loja de esportes podem ser categorizados em classes e subclasses que geram hierarquias. Considere a Figura 27.3, que mostra a taxonomia de itens em um supermercado. A figura mostra duas hierarquias — bebidas e sobremesas, respectivamente. O grupo pode não produzir associações na forma bebidas => sobremesas, ou sobremesas => bebidas. Entretanto, associações do tipo frozen iogurte de marca saudável => água mineral, ou sorvete de marca cremosa => vinho (wine cooler) podem ser encontradas com confiança e suporte suficientes para gerarem regras de associações de interesse.

Portanto, se a área de aplicação tem uma classificação natural de conjunto de itens em hierarquias, descobrir associações *dentro* das hierarquias não desperta nenhum interesse. Existe interesse nas associações *entre* hierarquias. Elas podem ocorrer entre itens agrupados em diferentes níveis.

---

3 Veja Savasere *et al.* (1995) para detalhes sobre esse algoritmo, as estruturas de dados utilizadas para implementá-lo e comparações de *performance*.

4 Veja Cheung *et al.* (1996) e Lin e Dunham (1998).

Associações Multidimensionais. Descobrir regras de associação envolve a busca por padrões em um arquivo. No início da seção de data mining, apresentamos um exemplo de transações de clientes com três dimensões, Id-Transação, Tempo e Itens-Comprados. Entretanto, nossos algoritmos e tarefas de data mining introduzidos a partir desse ponto envolvem somente uma dimensão: os Itens-Comprados. A próxima regra é um exemplo no qual incluímos um rótulo (*label*) de dimensão única: Itens-Comprados(leite) => Itens-Comprados(suco). Pode ser de interesse encontrar regras de associação envolvendo várias dimensões, por exemplo, Tempo(6:30...8:00) => Itens-Comprados(leite). Regras como essas são chamadas associação multidimensionais. As dimensões representam atributos de registros ou um arquivo, ou, em termos de relações, colunas de linhas de uma relação, e podem ser categóricas ou quantitativas. Atributos categóricos têm um conjunto finito de valores que não apresentam nenhum relacionamento ordenado. Atributos quantitativos são numéricos e seus valores apresentam um relacionamento ordenado, por exemplo, <. Itens-Comprados é um exemplo de um atributo categórico e Id-Transação e Tempo são quantitativos.

Uma abordagem para tratar um atributo quantitativo é dividir seus valores em intervalos não sobrepostos que têm rótulos atribuídos. Isso pode ser feito de forma estatística baseada no domínio de conhecimento específico. Por exemplo, uma hierarquia conceitual pode agrupar valores para salário em três diferentes classes: baixa renda (0<salário<29.999), renda média (30.000<salário<74.999) e alta renda (salário>75.000). Assim, um algoritmo tipo Apriori ou uma de suas variantes pode ser usado para a regra de extração desde que os atributos quantitativos, agora, sejam similares a atributos categóricos. Outra abordagem por divisão é agrupar valores de atributos baseados em uma distribuição de dados, por exemplo, repartição de mesma-profundidade (*equi-depth*), e colocando valores inteiros em cada partição. A repartição nesse estágio pode ser relativamente refinada, isto é, com grande número de intervalos. Então, durante o processo de extração de dados, essas partições podem ser combinadas com outras partições adjacentes se seu suporte for menor que algum valor predefinido. Um algoritmo tipo Apriori pode ser utilizado aqui também para a data mining.

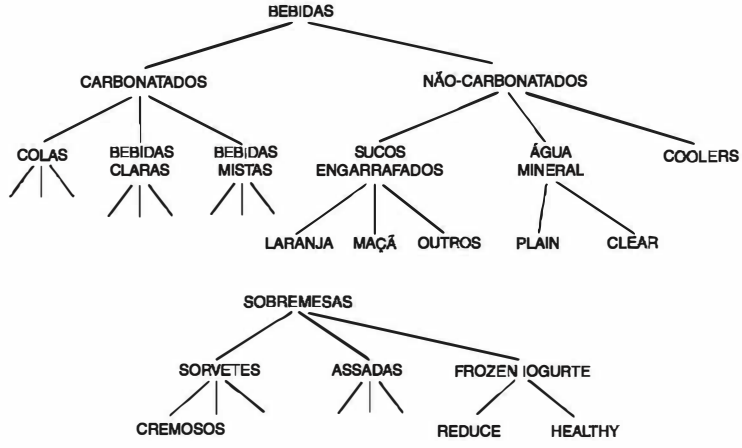


FIGURA 27.3 Taxonomia de itens em um supermercado.

Associações negativas. O problema para descobrir uma associação negativa é mais complexo do que descobrir associações positivas. Uma associação negativa é do tipo: "60% dos clientes que compram batatas fritas não compram água mineral". (Aqui, 60% referem-se à confiança para a regra de associação negativa.) Em um banco de dados com 10.000 itens, onde existem 2^{1000} possíveis combinações de itens, a maioria das quais não aparece nenhuma vez no banco de dados. Se a ausência de certa combinação for considerada como uma associação negativa, teremos potencialmente milhões e milhões de regras de associações negativas com LMDs que não são de nenhum interesse. O problema, então, é encontrar regras de associação negativas *interessantes*. Geralmente, estamos interessados nos casos em que dois conjuntos específicos de itens aparecem muito raramente na mesma transação. Isso gera dois problemas.

1. Para um estoque de 10.000 itens, a probabilidade de dois itens quaisquer serem comprados juntos é (1/10.000)* (1/10.000)=10'''°. Se descobrirmos que o suporte para esses dois itens juntos é zero, isso não representa um ponto de partida interessante e não é uma associação (negativa) interessante.

2. O outro problema é mais sério. Estamos procurando por combinações de itens com suporte muito pequeno, e existem milhões e milhões com suporte pequeno ou zero. Por exemplo, um conjunto de dados de 10 milhões de transações tem a maioria dos 2,5 bilhões de pares de 10.000 itens perdidos. Isso pode gerar bilhões de regras inúteis.

Portanto, para tornar as regras de associação negativas interessantes, precisamos usar prioritariamente o conhecimento sobre os conjuntos de itens. Uma abordagem é a utilização de hierarquias. Usemos as hierarquias de bebidas leves e chips mostradas na Figura 27.4.

Geralmente se tem uma associação positiva forte entre bebidas leves e chips. Se encontramos um grande suporte para o fato de que quando clientes compram chips Days*, eles predominantemente compram Topsy e *não* Joke e *não* Wakeup, isso poderia ter interesse. Poderíamos esperar que, se normalmente existe uma forte associação entre Days e Topsy, deveria existir, também, uma forte associação entre Days e Joke ou Days e Wakeup.[5]

FIGURA 27.4 Hierarquia simples de bebidas leves e chips.

Nos frozen iogurtes e na água mineral, agrupados na Figura 27.3, considere que a divisão entre as marcas Reduce e Healthy seja 80-20 e a divisão entre as marcas de água Plain e Clear seja 60-40, entre as respectivas categorias. Assim, poderíamos ter a probabilidade do frozen iogurte Reduce ser comprado junto com a água Plain de 48% entre as transações contendo frozen iogurte e água mineral. Se esse suporte, entretanto, for de somente 20%, poderia indicar uma associação negativa significativa entre as marcas Reduce e Plain; mais uma vez isso poderia ser interessante.

O problema de encontrar associações negativas é importante nas situações anteriores dados o domínio do conhecimento na forma de hierarquias de generalização de itens (isto é, as hierarquias de bebidas e sobremesas mostradas na Figura 27.3), a associação positiva existente (como entre os grupos de frozen iogurte e água mineral) e a distribuição de itens (como os nomes de marcas dentro dos grupos). Alguns trabalhos têm sido publicados pelo grupo de banco de dados da Georgia Tech nesse contexto (notas bibliográficas). O escopo das associações negativas é limitado em termos de conhecimento das hierarquias dos itens e suas distribuições. O crescimento exponencial das associações negativas permanece um desafio.

27.2.7 Considerações Adicionais sobre Regras de Associação

Obter regras de associação em bancos de dados na vida real é complicado pelos seguintes fatores.

- A cardinalidade de conjuntos de itens na maioria das situações é extremamente grande, e o volume de transações é muito alto, também. Alguns bancos de dados no comércio e nas telecomunicações coletam dezenas de milhares de transações por dia.
- As transações variam dependendo de alguns fatores, como localização geográfica e estações, tornando a amostragem difícil.
- As classificações de itens existem em múltiplas dimensões. Assim, direcionar o processo com domínio do conhecimento, particularmente para regras negativas, é extremamente difícil.
- A qualidade dos dados é variável; existem problemas significativos com dados perdidos, erros, conflitos, além de redundâncias em muitos tipos de negócios.

27.3 CLASSIFICAÇÃO

Classificação é o processo de encontrar um modelo que descreva classes diferentes de dados. As classes são predeterminadas. Por exemplo, em uma aplicação bancária, clientes que possuem um cartão de crédito podem ser classificados como 'risco baixo', 'risco justo', ou 'risco alto'. Assim, esse tipo de atividade é também chamada de **aprendizado supervisionado**. Dado que esse modelo é construído, ele pode então ser usado para classificar novos dados. O primeiro passo do modelo de aprendizado é realizado usando um treinamento com um conjunto de dados que já foram classificados. Cada registro nos dados de treinamento contém um atributo, chamado rótulo de classe, que indica a que classe o registro pertence. O modelo produzido normalmente está na forma de uma árvore de decisão ou um conjunto de regras. Algumas das preocupações importantes com

* Days, Topsy, Joke e Wakeup são marcas de bebidas e chips utilizadas como exemplo pelo autor. (N. de R.T.)

5 Por simplicidade, assumimos uma distribuição uniforme de transações entre os membros da hierarquia.

relação ao modelo e o algoritmo que o produz são a habilidade do modelo em prever a classe correta dos novos dados, o custo computacional associado ao algoritmo e a sua escalabilidade.

Examinaremos a abordagem na qual o modelo está na forma de uma árvore de decisão. Uma árvore de decisão é uma representação gráfica da descrição de cada classe ou, em outras palavras, uma representação das regras de classificação. Um exemplo de árvore de decisão aparece na Figura 27.5. Vemos na Figura 27.5 que, se um cliente é 'casado' e seu salário >= 50.000, então ele é um risco baixo para o cartão de crédito do banco. Essa é uma das regras que descreve a classe 'risco baixo' para o banco. Outras regras para essa classe e as duas outras são formadas seguindo pela árvore de decisão da raiz para cada nó-folha. O Algoritmo 27.3 mostra o procedimento (*procedure*) para construir a árvore de decisão de um conjunto de dados de treinamento. Inicialmente todas as amostras de treinamento estão na raiz da árvore. As amostras são particionadas recursivamente baseadas em atributos selecionados. O atributo usado no nó para partição das amostras é aquele com o melhor critério para separação, por exemplo, aquele que maximiza a medida de ganho de informação.

Algoritmo 27.3: Algoritmo para indução de árvore de decisão

Input: conjunto de dados de treinamento Registros: R_1, R_2,..., R_m e conjunto de atributos: A_1, A_2,..., A_n
Output: árvore de decisão

```
Procedure Constrói_árvore (Registros, Atributos);
Início
Criar um nó N;

Se todos os registros pertencem à mesma classe, C, então
Retorna N como um nó-folha com rótulo de classe C;

Se Atributos está vazio então
Retorna N como um nó-folha com rótulo de classe C, com a maioria dos registros pertencentes a ela;

seleciona o atributo Ai (com o maior ganho de informação) de Atributos;

rotula nó N com Ai;
para cada valor conhecido, Vj, de Ai faça
  início
   some uma marca do nó N para a condição Ai = Vj;
   Sj= subconjunto de Registros onde Ai = Vj;
   se Sj está vazio então
    adicione uma folha, L, com rótulo de classe C, como a maioria dos registros pertencentes a ela e retorna L
   se não some o nó retornado por Constrói_árvore (Sj, Atributos – Ai);
  fim;
Fim;
```

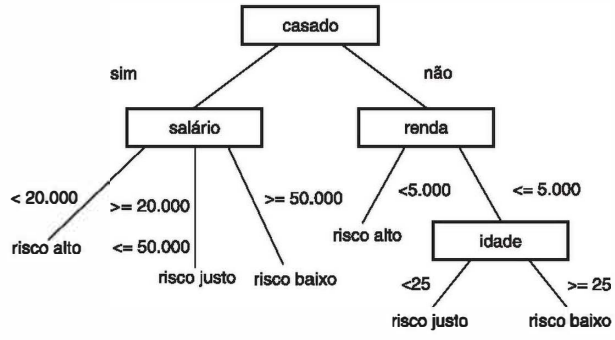


FIGURA 27.5 Exemplo de árvore de decisão para aplicações de cartão de crédito.

Após a ilustração do Algoritmo 27.3, explicaremos em mais detalhes a **medida de ganho de informação**. O uso de **entropia** como medida de ganho de informação é motivado pelo objetivo de minimizar a informação necessária para classificar os dados de amostra nas partições resultantes e minimizar, conseqüentemente, o número de testes condicionais para classifi-

car um novo registro. A informação necessária esperada para classificar os dados de treinamento de s amostras, em que os atributos da Classe têm n valores (v_1,..., v_n) e s_i é o numero de amostras pertencentes à Classe com rótulo v_i, é dado por:

$$I(S_1, S_2, ..., S_n) = -\sum_{i=1}^{n} p_i \log_2 p_i$$

onde p_i é a probabilidade que uma amostra randômica pertença à classe com rótulo v_i. Uma estimativa para p_i é s_i/s. Considere um atributo A com valores {v_1,..., v_m} usado como o atributo teste para separação na árvore de decisão. O atributo A divide as amostras nos subconjuntos S_1, ..., S_m nos quais as amostras em cada S_i têm um valor v_i para o atributo A. Cada S_i pode conter amostras que pertençam a uma das classes. O número de amostras em S_i que pertencem à classe; pode ser expresso como s_{ji}. A entropia associada com o uso do atributo A como atributo teste é definida como

$$E(A) = \sum_{j=1}^{n} \frac{S_{j1} + \ldots + S_{jn}}{S} \bullet I(S_{j1}, S_{j2}, \ldots, S_{jn})$$

$I(s_{j1},...,s_{jn})$ pode ser definida utilizando a formulação para $I(s_1,...s_n)$ com p_i sendo trocado por p_{ij}, onde $p_{ji} = s_{ji}/s$. O ganho de informação pela divisão pelo atributo A, Ganho(A), é definido como $I(s_1,...,s_n) - E(A)$. Podemos usar a amostra de dados de treinamento da Figura 26.6 para ilustrar o Algoritmo.

O atributo RID representa o identificador de registro usado para identificar um registro individual e seus atributos internos. Nós o utilizamos para identificar um registro particular no exemplo. Primeiro, calculamos a informação esperada necessária para classificar os dados de treinamento com seis registros como $I(s_1,s_2)$ em que o valor do rótulo da primeira classe corresponde a 'sim' e o da segunda, a 'não'. Então,

$$I(3,3) = -0{,}5\log_2 0{,}5 - 0{,}5 \log_2 0{,}5 = 1$$

Agora, calculamos a entropia para cada um dos 4 atributos, conforme mostrado a seguir. Para Casado = sim, temos $s_{11} = 2$, $s_{21} = 1$ e $I(s_{11},s_{21}) = 0{,}92$. Para Casado = não, temos $s_{12} = 1$, $s_{22} = 2$ e $I(s_{12},s_{22}) = 0{,}92$. Assim, a informação esperada necessária para classificar uma amostra usando o atributo casado como o atributo de partição é

$$E(\text{Casado}) = 3/6\ I(s_{11}, s_{21}) + 3/6\ I(s_{12},s_{22}) = 0{,}92$$

O ganho em informação, Ganho(Casado), seria 1–0,92 = 0,08. Se seguirmos passos similares para calcular o ganho com relação aos outros três atributos, teremos:

E(Salário) = 0,33 e Ganho(Salário) = 0,67
E(Renda) = 0,82 e Ganho(Renda) = 0,18
E(Idade) = 0,81 e Ganho(Idade)= 0,19

Como o maior ganho ocorre para o atributo Salário, ele é o escolhido como o atributo de partição. A raiz da árvore é criada com o rótulo Salário e três filhos, um para cada valor de Salário. Para dois dos três valores, isto é, <20.000 e >=50.000, todas as amostras que são divididas (registros com RIDs 4 e 5 para <20.000 e registros com RIDs 1 e 2 para >=50.000) caem dentro da mesma classe 'emprestimoruim não' e 'emprestimoruim sim', respectivamente para aqueles dois valores. Dessa forma, criamos um nó-folha para cada. O único filho que precisa ser expandido é para o valor 20.000...50.000 com duas amostras, os registros com RIDs 3 e 6 nos dados de treinamento. Continuando o processo usando esses dois registros, encontramos que Ganho(Casado) é 0, Ganho (Renda) é 1 e Ganho(Idade) é 1.

Podemos escolher Idade ou Renda, desde que ambos tenham o maior Ganho. Escolheremos Idade como o atributo de partição. Adicionamos um nó com o rótulo Idade que tem dois filhos, menos que 25, e maior ou igual a 25. Cada filho divide os dados restantes, cada registro pertencente a cada filho e uma classe.

Dois nós-folha são criados, e terminamos. A árvore final está representada na Figura 27.7.

RID	Casado	Salário	Renda	Idade	Emprestimoruim
1	não	>=50.000	<5.000	>=25	sim
2	sim	>=50.000	>=5.000	>=25	sim
3	sim	20.000 ... 50.000	<5.000	<25	não
4	não	<20.000	>=5.000	<25	não
5	não	<20.000	<5.000	>=25	não
6	sim	20.000...50.000	>=5.000	>=25	sim

FIGURA 27.6 Amostra de dados de treinamento para algoritmo de classificação.

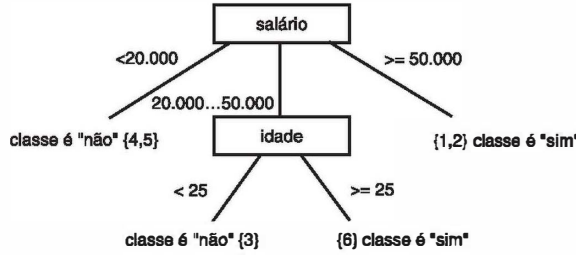


FIGURA 27.7 Árvore de decisão baseada em dados de amostra para treinamento quando os nós-folha são representados por um conjuntos de RIDs de registros divididos.

27.4 AGRUPAMENTO (CLUSTERING)

As tarefas anteriores de data mining de classificação tratam com divisão dos dados baseadas no uso de amostras pré-classificadas. Entretanto, é muito útil termos os dados divididos sem uma amostra de treinamento, chamada **aprendizado não supervisionado**. Por exemplo, em empresas, pode ser importante determinar grupos de clientes que tenham padrões parecidos de compras, ou em medicina, pode ser importante determinar grupos de pacientes que mostrem reações parecidas a determinados medicamentos. O objetivo do agrupamento é colocar os registros em grupos, de tal forma que os registros de um grupo sejam similares aos demais do mesmo grupo e diferentes daqueles dos demais grupos. Os grupos são *disjuntos*.

Uma faceta importante do agrupamento é a função de similaridade utilizada. Quando o dado for numérico, uma função de similaridade baseada em distância será utilizada. Por exemplo, a distância euclidiana pode ser usada para medir similaridade. Considere dois pontos de dados (registros) n-dimensionais r_j e r_k. Podemos considerar o valor para a dimensão i^{th} como sendo r_{ji} e r_{ki} para os dois registros. A distância euclidiana entre os dois pontos r_j e r_k no espaço n-dimensional é calculada como:

$$\text{Distância } (r_j, r_k) = \sqrt{\left|r_{j1} - r_{k1}\right|^2 + \left|r_{j2} - r_{k2}\right|^2 + \ldots + \left|r_{jn} - r_{kn}\right|^2}$$

Quanto menor a distância entre dois pontos, maior a similaridade entre eles, conforme imaginávamos. Um algoritmo clássico de agrupamento é o algoritmo k-Means, o Algoritmo 27.4.

Algoritmo 27.4: Algoritmo de agrupamento K-means

Entrada: um banco de dados D, de m registros, $r_1, \ldots, r_m$ e um número desejado de grupos (clusters) k
Saída: conjunto de k clusters que minimizem o critério de erro quadrado

Início
randomicamente escolher k registros como centróides para o grupamento (cluster) k;

repetir

designar cada registro, r_i, para um grupamento tal que a distância entre r_i e o centróide (média) seja a menor entre os k grupamentos;

recalcule o centróide (média) para cada grupamento baseado no registro designado para o grupamento;

até não ter mudanças;

Fim;

O algoritmo começa com a escolha randômica de k registros para representar a centróide (média), $m_1, \ldots, m_k$ dos grupamentos, $C_1, \ldots, C_k$. Todos os registros são colocados em um dado grupamento baseados na distância entre os registros e a média do grupamento. Se a distância entre m_i e o registro r_j é a menor entre todas as médias do grupamento, então o registro r_j é colocado no grupamento C_i. Uma vez que todos os registros tenham sido colocados inicialmente em um grupamento, a média para cada grupamento é recalculada. O processo é repetido, examinando cada registro novamente e colocando-os no grupamento cuja média é mais próxima. Várias iterações podem ser necessárias, mas o algoritmo irá convergir, embora possa terminar em um local ótimo. A condição de terminação é, normalmente, o critério do erro quadrado. Para os grupamentos $C_1, \ldots, C_k$ com médias $m_1, \ldots, m_k$, o erro é definido como:

$$\text{Erro} = \sum_{i=1}^{k} \sum_{\forall r_j \in C_i} \text{Distância}\,(r_j, m_i)^2$$

Examinaremos como o Algoritmo 26.4 trabalha com os registros (2-dimensional) na Figura 27.8. Considere que o número de grupos desejados seja 2. Deixe o algoritmo escolher os registros com RID 3 para o grupo C_1 e RID 6 para o grupo C_2 como os centróides iniciais. Os registros restantes serão designados para um dos grupos durante a primeira iteração do *loop*. O registro com RID 1 tem uma distância de C_1 de 22,4 e uma distância de C_2 de 32,0, de forma que é colocado no grupo C_1. O registro com RID 2 tem uma distância de C_1 de 10,0 e uma distância de C_2 de 5,0, então é colocado no grupo C_2. O registro com RID 4 tem uma distância de C_1 de 25,5 e uma distância de C_2 de 36,6, então é colocado no grupo C_1. O registro com RID 5 tem uma distância de C_1 de 20,6 e uma distância de C_2 de 29,2, é assim colocado no grupo C_1. Agora, a nova média (centróide) para os dois grupos é calculada. A média para um grupo, C_i, com n registros de m dimensões é o vetor:

$$\overline{C}i = \left(\frac{1}{n} \sum_{\forall r_j \in C_i} r_{ji}, \ldots, \frac{1}{n} \sum_{\forall r_j \in C_i} r_{jm} \right)$$

A nova média para C_1 é (33,75; 8,75) e a nova média para C_2 é (52,5; 25). Uma segunda iteração acontece e os seis registros são colocados nos dois grupos: registros com RIDs 1, 4, 5 são colocados em C_1 e registros com RIDs 2, 3, 6 são colocados em C_2. A média para C_1 e C_2 é recalculada como (28,3; 6,7) e (51,7; 21,7), respectivamente. Na próxima iteração, todos os registros permanecem em seus grupos e o algoritmo termina.

RID	Idade	Anos de Serviços
1	30	5
2	50	25
3	50	15
4	25	5
5	30	10
6	55	25

FIGURA 27.8 Registros de amostra 2-dimensional para exemplo de agrupamento (a coluna RID não é considerada).

Tradicionalmente, o algoritmo de agrupamento considera que todo o conjunto de dados cabe na memória principal. Mais recentemente, pesquisadores desenvolveram algoritmos mais eficientes e escaláveis para bancos de dados muito grandes. Um desses algoritmos é chamado BIRCH: consiste numa abordagem híbrida que usa a abordagem de agrupamento hierárquico que constrói uma representação em árvore dos dados, além dos métodos de agrupamento adicionais, aplicados aos nós-folha da árvore. Dois parâmetros de entrada são utilizados pelo algoritmo BIRCH. Um especifica a quantidade de memória disponível e o outro é um limiar inicial para o raio de qualquer grupo. A memória principal é usada para armazenar informações descritivas dos grupos, como a do centro de um grupo e seu raio (os grupos são considerados de forma esférica). O limite do raio afeta o numero de grupos que são produzidos. Por exemplo, se o limite do raio for grande, poucos grupos de registros irão ser formados. O algoritmo tenta manter um número de grupos tal que seus raios estejam abaixo do limite. Se a memória disponível é insuficiente, o limite do raio é, então, aumentado.

O algoritmo BIRCH lê os registros de dados seqüencialmente e insere-os nos nós-folha apropriados (grupos potenciais) baseado na distância entre o registro e o centro do grupo. O nó-folha onde a inserção aconteceu talvez tenha de ser dividido, dependendo da atualização do centro e do raio do grupo e do parâmetro limite do raio. Quando é dividido, informações extras são armazenadas e, se a memória for insuficiente, o limite do raio é então aumentado. O aumento do limite do raio pode produzir um efeito lateral de reduzir o número de grupos desde que alguns nós possam ser juntados.

Antes de tudo, o algoritmo BIRCH é um método de agrupamento eficiente com uma complexidade computacional linear em termos do número de registros a serem agrupados.

27.5 ABORDAGENS PARA OUTROS PROBLEMAS DE DATA MINING

27.5.1 Descoberta de Padrões Seqüenciais

A descoberta de padrões seqüenciais é baseada no conceito de uma seqüência de conjuntos de itens. Consideramos que transações como as de um carrinho de supermercado que discutimos anteriormente sejam ordenadas por hora da compra. Essa ordenação gera uma seqüência de conjuntos de itens. Por exemplo {leite, pão, suco}, {pão, ovos}, {bolachas, leite, café} podem ser uma **seqüência de conjuntos de itens** com base em três visitas do mesmo cliente. O **suporte** para uma seqüência S de conjuntos de itens é a porcentagem do conjunto U de seqüências das quais S é uma subseqüência. Nesse exemplo, {leite, pão, suco}, {pão, ovos} e {pão, ovos} {bolachas, leite, café} são consideradas **subseqüências**. O problema de identificar padrões seqüenciais é, assim, encontrar todas as subseqüências de um dado conjunto de seqüências que tem um suporte mínimo definido pelo usuário. A seqüência $S_1, S_2, S_3, \ldots$ é um **precursor** do fato de que um cliente que compra o conjunto de itens S_1 esteja propenso a comprar S_2 e S_3, e assim por diante. Essa previsão é baseada na freqüência (suporte) dessa seqüência no passado. Vários algoritmos têm sido pesquisados para detecção de seqüência.

27.5.2 Descoberta de Padrões em Séries Temporais

Séries temporais são seqüências de eventos; cada evento pode ser um tipo fixo dado de uma transação. Por exemplo, o preço fechado de uma ação ou de um fundo é um evento que ocorre a cada dia da semana para cada ação ou fundo. A seqüência desses valores por ação ou fundo constitui uma série temporal. Para uma série temporal, podem-se estabelecer vários padrões analisando as seqüências e subseqüências, conforme feito anteriormente. Por exemplo, podemos encontrar o período durante o qual a ação caiu ou permaneceu estável por n dias, ou podemos encontrar o período mais longo durante o qual a ação teve uma flutuação de não mais que 1% sobre o preço previamente fechado, ou o trimestre durante o qual a ação teve o maior percentual de ganho ou percentual de perda. Séries temporais podem ser comparadas por meio do estabelecimento de medidas de similaridade para empresas cujas ações tenham um comportamento similar. Análises e significados de séries temporais são uma funcionalidade estendida do gerenciamento de dados temporais (Capítulo 24).

27.5.3 Regressão

Regressão é uma aplicação especial da regra de classificação. Se uma regra de classificação é considerada uma função sobre variáveis que as mapeia em uma classe destino, a regra é chamada **regressão**. Uma aplicação de regressão ocorre quando, em vez de mapear uma tupla de dados de uma relação para uma classe específica, o valor da variável é previsto baseado naquela tupla. Por exemplo, considere a relação

TESTES_LAB (ID paciente, teste 1, teste 2, . . ., teste n)

que contém valores que são resultados de uma série de n testes de um paciente. A variável destino que pretendemos prever é P, a probabilidade de sobrevivência do paciente. Então a regra para regressão tem a forma:

(teste 1 na faixa$_1$) e (teste 2 na faixa$_2$) e . . . (teste n na faixa$_n$) => $P = x$,
ou $x < P \leq y$

A escolha depende se podemos prever um único valor de P ou uma faixa de valores de P. Se consideramos P como uma função:

$P = f$ (teste 1, teste 2, . . . , teste n)

a função é chamada **regressão** para prever P. Em geral, se a função se parece com:

$Y = f(x_1, x_2, \ldots, x_n)$,

e f é linear no domínio das variáveis x_i, o processo de derivar f de um dado conjunto de tuplas para $< x_1, x_2, \ldots, x_n, y >$ é chamado **regressão linear**. Uma regressão linear é uma técnica estatística comumente utilizada para colocar um conjunto de observações ou pontos em n dimensões com a variável y destino.

A análise de regressão é uma ferramenta muito comum para análise de dados em muitos domínios de pesquisa. A descoberta da função para prever a variável destino é equivalente a uma operação de data mining.

27.5.4 Redes Neurais

Redes neurais são uma técnica derivada da pesquisa em inteligência artificial que usa regressão generalizada e gera um método interativo para esse processo. Redes neurais usam a abordagem de curva-apropriada para inferir uma função de um conjunto de amostras. Essa técnica oferece uma 'abordagem de aprendizado'; é direcionada por amostras de teste usadas para a inferência inicial e aprendizado. Com esse tipo de método de aprendizado, as respostas para novas entradas podem ser interpoladas a partir dos exemplos conhecidos. Essa interpolação, entretanto, depende do modelo do mundo (representação interna do domínio do problema) desenvolvido pelo método de aprendizagem.

Redes neurais podem ser classificadas em duas categorias: redes supervisionadas e não supervisionadas. Os métodos adaptativos que tentam reduzir o erro de saída são os métodos de **aprendizado supervisionado**, enquanto aqueles que desenvolvem representações internas sem amostras de saída são chamados métodos **não supervisionados** de aprendizado.

As redes neurais são auto-adaptativas, isto é, elas aprendem de informações sobre um problema específico. Elas trabalham bem nas tarefas de classificação e são úteis em data mining. Entretanto, apresentam alguns problemas. Embora aprendam, não oferecem boa representação do *que* aprenderam. Suas saídas são altamente quantitativas e não são fáceis de entender. Outra limitação é que as representações internas desenvolvidas pelas redes neurais não são únicas. As redes neurais geralmente têm também problemas para modelar dados de séries temporais. Apesar desses pequenos problemas, elas são populares e utilizadas com freqüência por vários produtos comerciais.

27.5.5 Algoritmos Genéticos

Algoritmos genéticos (GAs — *Generic Algorithms*) são uma classe de procedimentos de busca randômica capaz de buscas adaptativas e robustas sobre uma vasta faixa de topologias de espaço de busca. Modelados depois da emergência das espécies biológicas de mecanismo evolucionário, e introduzidos por Holland[6], os GAs têm sido bem-sucedidos quando aplicados em diversos campos, como análise de imagens, planejamento e projetos de engenharia.

Os algoritmos genéticos estendem a idéia da genética humana de quatro-letras do alfabeto (baseadas nos nucleóides A, C, T, G) do código DNA do ser humano. A construção de um algoritmo genético envolve a invenção de um alfabeto que codifique as soluções do problema de decisão em termos de cadeias de caracteres daquele alfabeto. Cadeias de caracteres (*strings*) são similares a indivíduos. Uma função de aptidão define que soluções podem sobreviver e quais não. Os modos nos quais a solução pode ser combinada são padronizados após uma operação cruzada de cortar e juntar cadeias de caracteres de um pai e de uma mãe. Uma população inicial de uma população bem variada é fornecida e joga-se um jogo de evolução no qual as mutações ocorrem entre as cadeias de caracteres. Estas se combinam para produzir uma nova geração de indivíduos, os mais aptos sobrevivem e sofrem mutações até que uma família de soluções de sucesso se desenvolva.

As soluções apresentadas pelos algoritmos genéticos (GAs) são distintas da maioria das outras técnicas de busca pelas seguintes características:

- Uma busca GA usa um conjunto de soluções durante cada geração, em vez de uma única solução.
- A busca no espaço-cadeia-de-caracteres representa uma busca paralela muito maior no espaço das soluções codificadas.
- A memória da busca efetuada é representada somente pelo conjunto de soluções disponíveis para uma geração.
- Um algoritmo genético é um algoritmo randômico desde que os mecanismos de busca usem operadores probabilísticos.
- Enquanto progride de uma geração para a próxima, um GA encontra o balanço próximo-ótimo entre aquisição do conhecimento e exploração manipulando soluções codificadas.

Os algoritmos genéticos são utilizados para solução e agrupamento de problemas. Sua habilidade para resolver problemas em paralelo fornece uma poderosa ferramenta para a data mining. As desvantagens dos GAs incluem a grande produção de soluções individuais, o caráter randômico do processo de pesquisa e a alta demanda de processamento computacional. Em geral, um poder computacional expressivo é necessário para encontrar alguma coisa com significado em algoritmos genéticos.

27.6 APLICAÇÕES DE DATA MINING

As tecnologias de data mining podem ser aplicadas em grande variedade de contextos de tomada de decisão empresariais. Em particular, áreas de significativo retorno de investimento esperado incluem:

---

6 O trabalho seminal de Holland (1975) intitulado *Adaptation in Natural and Artificial Systems* introduziu a idéia dos algoritmos genéticos.

- *Marketing* — Aplicações como análises do comportamento do consumidor baseadas em padrões de consumo; a definição de estratégias de *marketing* incluem propaganda, localização de lojas e mala direta direcionada; segmentação de clientes, lojas ou produtos; e projeto de catálogos, *layouts* de lojas e campanhas de publicidade.
- Finanças — Aplicações incluem análise de crédito de clientes, segmentação de contas a receber, análise de performance de investimentos financeiros como ações, *bonds* e fundos mútuos; avaliação de opções de financiamento; e detecção de fraudes.
- Produção — Aplicações envolvem otimização de recursos como máquinas, força de trabalho e materiais; projeto ótimo de processos de fabricação, *layouts* de chão de fábrica. E projeto de produto, como de automóveis baseados nos requisitos dos clientes.
- Saúde — Aplicações incluem descoberta de padrões em imagens radiológicas, análise de dados experimentais em microarray (gene-chip) para relação com doenças, análise de efeitos colaterais de remédios e efetividade de certos tratamentos; otimização de processos dentro de um hospital, relação de saúde do paciente com qualificações do médico.

27.7 FERRAMENTAS COMERCIAIS PARA DATA MINING

Atualmente, as ferramentas de data mining utilizam técnicas para extração de conhecimento. Tais técnicas incluem regras de associação, agrupamento (*clustering*), redes neurais, seqüenciamento e análise estatística. Nós já as discutimos. Também utilizam as árvores de decisão, que são a representação das regras usadas na classificação ou no agrupamento, e análises estatísticas, que podem incluir regressão e muitas outras técnicas. Outros produtos comerciais usam técnicas avançadas, como algoritmos genéticos, argumentação baseada-em-caso, redes bayesianas, regressão não-linear, otimização combinatória, padrão de emparelhamento e lógica fuzzy. Neste capítulo já discutimos algumas delas.

A maioria das ferramentas de data mining usa a interface ODBC (*Open Database Connectivity* — Conectividade de bancos de dados aberta). A ODBC é um padrão da indústria que trabalha com bancos de dados; permite o acesso aos dados na maioria dos bancos de dados populares, como o Access, dBase, Informix, Oracle, e SQL Server. Alguns desses pacotes fornecem interfaces para programas de bancos de dados específicos; os mais comuns são Oracle, Access e SQL Server. A maioria das ferramentas trabalha em ambiente Microsoft Windows e alguns poucos no sistema operacional UNIX. A tendência é que todos os produtos passem a operar em ambiente Microsoft Windows. Uma ferramenta, a Data Surveyor, menciona ser compatível com ODMG; veja o Capítulo 21, no qual discutimos o padrão orientado a objetos ODMG.

No geral, esses produtos trabalham no modo cliente-servidor. Alguns produtos incorporam processamento paralelo em arquiteturas computacionais paralelas e trabalham como uma parte das ferramentas de processamento analítico *on-line* (OLAP — *OnLine Analytical Processing*).

Interface para Usuário. A maioria das ferramentas é executada em ambientes com interfaces gráficas para usuário (GUIs). Alguns produtos incluem sofisticadas técnicas de visualização para visualizar os dados e as regras (por exemplo, MineSet da SGI), e são também aptos a manipular dados interativamente. Interfaces de texto são raras e são mais comuns em ferramentas disponíveis para UNIX, como a IBM's Intelligent Miner.

Application Programming Interface (API — Interface para Programação de Aplicações) Normalmente, a API é uma ferramenta opcional. A maioria dos produtos não permite o uso de suas funções internas. Entretanto, algumas delas permitem que o programador reutilize seus códigos. As interfaces mais comuns são as bibliotecas C e as *Dynamic Link Libraries* (DLLs). Algumas ferramentas incluem linguagens de comando proprietárias.

Na Tabela 27.1 listamos 11 ferramentas de data mining representativas. Atualmente existem quase cem produtos para data mining comerciais disponíveis no mundo. Produtos não americanos são o Data Survivor, dos Países Baixos, e o Polyanalyst, da Rússia.

Tendências. As ferramentas de data mining estão evoluindo continuamente, calcadas nas idéias das últimas pesquisas científicas. Muitas dessas ferramentas incorporam os últimos algoritmos da área de Inteligência Artificial (IA), estatística e otimização.

Atualmente, o processamento rápido é conseguido empregando-se técnicas modernas de bancos de dados — como processamento distribuído — em arquiteturas cliente-servidor, em bancos de dados paralelos e data warehousing. Para o futuro, a tendência é o desenvolvimento de capacidades para Internet mais completas. Além disso, abordagens híbridas irão se tornar lugar-comum, e o processamento será feito usando-se todos os recursos disponíveis. O processamento utilizará as vantagens dos ambientes computacionais paralelos e distribuídos. Isso será especialmente importante porque os bancos de dados modernos contêm quantidades de informação muito grandes. Não é somente os bancos de dados multimídia que estão cres-

cendo, porém, o armazenamento de imagens e sua recuperação são operações lentas. O custo de armazenagem secundária também está diminuindo, assim o armazenamento maciço de informação será factível, mesmo para as pequenas empresas. Os programas de data mining, portanto, vão ter de trabalhar com grandes conjuntos de dados de mais empresas.

TABELA 27.1 Algumas ferramentas de data mining representativas

EMPRESA	PRODUTO	TÉCNICA	PLATAFORMA	INTERFACE*
Acknosoft	Kate	Árvores de decisão Argumentação baseada-em-casos	Win NT UNIX	Microsoft Access
Angoss	Knowledge Seeker	Árvores de decisão Estatística	Win NT	ODBC
Business	Business	Redes neurais	Win NT	ODBC
Objects Cross Z	Miner QueryObject	Aprendizado de máquina Análise estatística	Win NT	ODBC
		Algoritmo otimização	MVS UNIX	
Data	Data	Inclusivo	UNIX	ODBC
Distilleries	Surveyor	Can mix DM		ODMG-compliant
DBMiner Technology Inc.	DBMiner	Análise OLAP, Associações, Classificação, Agrupamento algoritmos	Win NT	Microsoft 7.0 OLAP MGr
IBM	Intelligent Miner	Classificação, regras de associação, modelos preditivos	UNIX (AIX)	IBM DB2
Megaputer Intelligence	Polyanalyst	Aquisição de conhecimento simbólico Programação evolucionária	Win NT OS/2	ODBC Oracle DB2
NCR	Management Discovery Tool (MDT)	Regras de associação	Win NT	ODBC
SAS	Enterprise Miner	Árvores de decisão, Regras de associação, Redes neurais, Regressão, Agrupamento	UNIX (Solaris) Win NT Macintosh	ODBC Oracle AS/400
Silicon Graphics	MineSet	Árvores de decisão, Regras de associação	UNIX (Irix)	Oracle Sybase Informix

*ODBC: Open Data Base Connectivity;
ODMG: Object Data Management Group.

No futuro próximo, parece que as plataformas Microsoft Windows NT e o UNIX serão as plataformas padrões, com o NT sendo dominante. A maioria dos softwares de data mining usará o padrão ODBC para extrair dados dos bancos de dados empresariais; formatos de entrada proprietários tendem a desaparecer. Existe uma necessidade definida para tratamento de dados não-padrão, como imagens e outros dados multimídia, no papel de fontes de dados para data mining. Entretanto, o desenvolvimento algorítmico para data mining não-padrão não alcançou um nível de maturidade suficiente para a comercialização.

27.8 RESUMO

Neste capítulo pesquisamos a importante disciplina de data mining, que utiliza a tecnologia de banco de dados para descobrir conhecimento adicional ou padrões nos dados. Usamos um exemplo ilustrativo de descoberta de conhecimento em bancos de dados, que tem um escopo mais amplo que a data mining. Na data mining, entre as várias técnicas, priorizamos os detalhes das regras de associação, a classificação e o agrupamento. Apresentamos algoritmos para cada uma dessas áreas e ilustramos como eles trabalham, com a ajuda de exemplos.

Uma variedade de outras técnicas, incluindo as redes neurais baseadas em IA e algoritmos genéticos, foi também brevemente discutida. Pesquisa ativa está acontecendo em data mining, e oferecemos um contorno de algumas direções esperadas de pesquisa. No mercado futuro de produtos de tecnologia de banco de dados, esperam-se muitas novidades na área de data mining. Resumimos 11 das aproximadamente cem ferramentas de data mining disponíveis atualmente; pesquisa futura é esperada para estender esse número e as funcionalidades oferecidas de forma significativa.

Questões de Revisão

27.1. O que são as fases diferentes da descoberta de conhecimento de bancos de dados? Descreva um cenário completo de aplicação no qual conhecimento novo possa ser extraído de um banco de dados de transações existente.
27.2. Quais são os objetivos ou tarefas que a data mining tenta facilitar?
27.3. Quais são os cinco tipos de conhecimento produzido por data mining?
27.4. O que são regras de associação como um tipo de conhecimento? Dê uma definição de suporte e confiança e use-o para definir uma regra de associação.
27.5. O que é a propriedade de fechamento para baixo? Como ela ajuda no desenvolvimento de um algoritmo para encontrar regras de associação, isto é, em relação a encontrar grandes conjuntos de itens?
27.6. Qual foi o fator motivador para o desenvolvimento do algoritmo da árvore-PF para a extração da regra de associação?
27.7. Descreva uma regra de associação entre hierarquias com um exemplo.
27.8. O que é uma regra de associação negativa no contexto da hierarquia da Figura 27.3?
27.9. Quais são as dificuldades de se extrair regras de associação de grandes bancos de dados?
27.10. Quais são as regras de associação e como as árvores de decisão estão relacionadas a elas?
27.11. O que é entropia e como é usada na construção de árvores de decisão?
27.12. Como agrupamento difere de classificação?
27.13. Descreva as redes neurais e os algoritmos genéticos como técnicas para data mining. Quais são as principais dificuldades para se utilizar essas técnicas?

Exercícios

27.14. Aplique o algoritmo Apriori para o conjunto de dados:

ID Trans	Itens Comprados
101	leite, pão, ovos
102	leite, suco
103	suco, manteiga
104	leite, pão, ovos
105	café, ovos
106	café
107	café, suco
108	leite, pão, bolachas, ovos
109	bolachas, manteiga
110	leite, pão

O conjunto de itens é {leite, pão, bolachas, ovos, manteiga, café, suco}. Use 0,2 para o valor de suporte mínimo.

27.15. Mostre duas regras que tenham a confiança de 0,7 ou mais para um conjunto de itens contendo três itens do Exercício 23.

27.16. Para o Algoritmo de Partição, prove que qualquer conjunto de itens freqüente no banco de dados precisa aparecer como um conjunto de itens freqüente local em ao menos uma partição.
27.17. Mostre a árvore-PF que poderia ser feita para os dados do Exercício 23.
27.18. Aplique o algoritmo crescente-PF para a árvore-PF do Exercício 26 e mostre os conjuntos de itens freqüentes.
27.19. Aplique o algoritmo de classificação para o conjunto de registros de dados a seguir. O atributo de classe é ClienteRepete.

RID	Idade	Cidade	Sexo	Formação	Cliente Repete
101	20..30	NY	F	faculdade	SIM
102	20..30	SF	M	diplomado	SIM
103	31..40	NY	F	faculdade	SIM
104	51..60	NY	F	faculdade	NÃO
105	31..40	LA	M	escola secundária	NÃO
106	41..50	NY	F	faculdade	SIM
107	41..50	NY	F	diplomado	SIM
108	20..30	LA	M	faculdade	SIM
109	20..30	NY	F	escola secundária	NÃO
110	20..30	NY	F	faculdade	SIM

27.20. Considere o seguinte conjunto de registros 2-dimensional:

RID	Dimensão1	Dimensão2
1	8	4
2	5	4
3	2	4
4	2	6
5	2	8
6	8	6

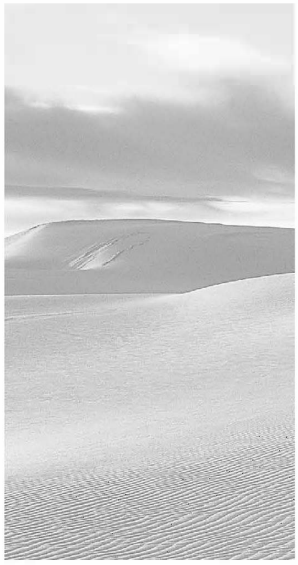
Considere também dois esquemas diferentes de agrupamento: (1) onde o Grupo1 contém os registros {1,2,3} e o Grupo2 contém os registros {4,5,6}, e (2) onde o Grupo 1 contém os registros {1, 6} e o grupo 2 contém os registros {2,3,4,5}. Qual esquema é melhor e por quê?
27.21. Use o algoritmo K-means para agrupar os dados do Exercício 29. Podemos usar um valor de 3 para K e podemos considerar que os registros com RIDs 1, 3 e 5 são usados para os centróides (médias) do grupo inicial.
27.22. O algoritmo K-means usa uma métrica de similaridade de distância entre um registro e o centróide do grupo. Se os atributos dos registros não são quantitativos, mas categóricos na natureza, como Nível de Renda com valores {baixo, médio, alto} ou Casado com valores {Sim, Não} ou Estado de Residência com valores {Alabama, Alasca, . . ., Wyoming} a distância métrica não tem significado. Defina uma métrica de similaridade mais satisfatória que possa ser usada para agrupar registros de dados que contenham dados categóricos.

Bibliografia Selecionada

A literatura sobre data mining vem de diferentes campos, incluindo estatística, otimização matemática, aprendizado de máquina e inteligência artificial. Só recentemente a data mining tornou-se um tópico da literatura de banco de dados. Nós, entretanto, mencionamos somente alguns trabalhos relacionados a bancos de dados. Chen *et al.* (1996) têm um bom resumo da perspectiva de banco de dados sobre data mining. O livro de Han e Kamber (2001) é um texto excelente, descrevendo em detalhes os diferentes algoritmos e as técnicas usadas na área de data mining. Trabalhos na IBM Almaden Research têm produzido grande número de conceitos pioneiros e algoritmos como resultados de estudos de *performance*. Agrawal *et al.* (1993) relataram o primeiro estudo importante sobre regras de associação. Seu algoritmo Apriori para dados de carrinhos de super-

mercado em Agrawal e Srikant (1994) é otimizado utilizando partição em Savasere *et al.* (1995); Toivonen (1996) propôs amostragem como um meio para reduzir o esforço de processamento. Cheung *et al.* (1996) estenderam a divisão (*partitioning*) para ambientes distribuídos; Lin e Dunham (1998) propuseram técnicas para superar problemas com a manipulação de dados. Agrawal *et al.* (1993b) discutem a perspectiva de *performance* em regras de associação. Mannila *et al.* (1994), Park *et al.* (1995) e Amir *et al.* (1997) apresentam um algoritmo adicional eficiente relacionado a regra de associação. Han *et al.* (2000) apresentam o algoritmo da árvore-PF discutido neste capítulo. Srikant (1995) propôs as regras de extração generalizada. Savasere *et al.* (1998) apresentam a primeira abordagem para associações negativas de extração. Agrawal *et al.* (1996) descrevem o sistema Quest na IBM. Sarawagi *et al.* (1998) descrevem a implantação onde as regras de associação são integradas com o sistema de gerenciamento de banco de dados relacional. Piatesky-Shapiro e Frawley (1992) têm artigos sobre uma extensa faixa de tópicos relacionados a descoberta do conhecimento. Zhang *et al.* (1996) apresentam o algoritmo BIRCH para agrupamento em grandes bancos de dados. Informações sobre o aprendizado em árvores de decisão e o algoritmo de classificação apresentados neste capítulo podem ser encontradas em Mitchell (1997).

Adriaans e Zantinge (1996) e Weiss e Indurkhya (1998) são dois livros recentes dedicados a diferentes aspectos da data mining e seu uso e previsão. A idéia de algoritmos genéticos foi proposta por Holland (1975); uma boa discussão de algoritmos genéticos aparece em Srinivas e Patnaik (1974). Redes neurais têm vasta literatura; uma introdução abrangente está disponível em Lippman (1987).



28

Visão Geral de Data Warehousing e OLAP

O crescente poder de processamento e sofisticação das ferramentas e técnicas analíticas resultou no desenvolvimento do que são conhecidos como data warehouses (depósitos de dados). Esses data warehouses fornecem armazenamento, funcionalidade e capacidade de responder consultas acima das capacidades de bancos de dados orientados por transação. O acompanhamento desse poder continuamente crescente traz uma grande demanda pela melhoria de desempenho do acesso a dados em bancos de dados. Conforme vimos ao longo do livro, os bancos de dados tradicionais equilibram a exigência de acesso de dados com a necessidade de assegurar a integridade deles. Em organizações modernas, os usuários de dados são mantidos freqüentemente afastados das fontes de dados. Muitas pessoas precisam apenas do acesso de leitura dos dados, mas ainda assim precisam de um acesso muito rápido para um volume maior de dados do que pode ser carregado convenientemente em um desktop. Normalmente, tais dados vêm de múltiplos bancos de dados. Como muitas das análises realizadas são reincidentes e previsíveis, os fabricantes de software e as equipes de suporte a sistemas começaram a projetar sistemas para dar suporte a essas funções. No momento há grande necessidade de proporcionar aos tomadores de decisão, da gerência média para cima, informações no nível correto de detalhe para dar suporte à tomada de decisão. *Data warehousing*, *online analytical processing* (OLAP — Processamento Analítico *On-line*) e data mining (garimpagem de dados) garantem essa funcionalidade. Já apresentamos uma introdução às técnicas de data mining no Capítulo 27. Neste capítulo oferecemos uma visão geral de data warehousing e de tecnologias OLAP.

28.1 Introdução, Definições e Terminologia

No Capítulo 1 definimos banco de dados como uma coleção de dados relacionados, e um sistema de banco de dados como um banco de dados e um software de banco de dados juntos. Um data warehouse também é uma coleção de informações, bem como um sistema de apoio. Porém, existe uma distinção clara. Os bancos de dados tradicionais são transacionais (relacional, orientado a objetos, de rede, ou hierárquico). Os data warehouses têm a característica distinta de que são direcionados principalmente para aplicações de apoio às decisões. Eles são otimizados para a recuperação de dados, não para o processamento rotineiro de transações.

Em razão dos data warehouses serem desenvolvidos em muitas organizações para satisfazer necessidades específicas, não há uma definição única, canônica, do termo data warehouse. Na mídia popular, artigos de revistas e livros construíram seu significado de maneira bem variada. Os fornecedores capitalizaram a popularidade do termo para ajudar a vender uma infinidade de produtos relacionados, e os consultores geraram um grande número de serviços, tudo sob a bandeira do data warehousing. Porém, os data warehouses são bastante distintos dos bancos de dados tradicionais em sua estrutura, funcionalidade, desempenho e propósito.

W. H. Inmon[1] caracterizou um **data warehouse** como "uma coleção de dados orientada por assunto, integrada, não-volátil, variante no tempo, que dá apoio às decisões da administração". Os data warehouses proporcionam acesso aos dados para análise complexa, descoberta de conhecimento e tomada de decisão. Eles dão suporte às demandas de alto desempenho por dados e informações de uma organização. Vários tipos de aplicações — OLAP, DSS e aplicações de data mining — são suportados. Definimos cada uma delas a seguir.

OLAP (***online analytical processing*** — processamento analítico on-line) é um termo utilizado para descrever a análise de dados complexos a partir do data warehouse. Nas mãos de trabalhadores especializados, as ferramentas OLAP empregam as capacidades de computação distribuída para análises que requerem mais armazenamento e poder de processamento do que podem ser econômica e eficientemente localizadas em um desktop individual.

DSS (***decision-support systems*** — sistemas de apoio à decisão), também conhecido como **EIS** (*executive information systems* — sistemas de informação executiva) (não confundir com *enterprise integration systems* — sistemas de integração empresarial), dão apoio aos tomadores de decisão, líderes de uma organização com dados de mais alto nível para decisões complexas e importantes. A data mining (que discutimos em detalhes no Capítulo 27) é usada para a descoberta de conhecimento, o processo de busca de dados para conhecimento novo não preditivo.

Os bancos de dados tradicionais dão apoio ao **processamento on-line de transações** (*online transaction processing* — **OLTP**) com inclusões, atualizações e exclusões, enquanto também dão apoio às exigências das consultas de informações. Os bancos de dados relacionais tradicionais são otimizados para processar consultas que podem mencionar pequena parte do banco de dados e transações que tratam inclusões ou atualizações de algumas poucas tuplas por relação a processar. Portanto, eles não podem ser otimizados para OLAP, DSS ou data mining. Contudo, os data warehouses são projetados justamente para dar apoio a extração, processamento e apresentação eficiente para fins analíticos e de tomada de decisão. Em comparação com os bancos de dados tradicionais, os data warehouses geralmente contêm quantidades muito grandes de dados de fontes múltiplas, que podem incluir bancos de dados de diferentes modelos de dados e, às vezes, arquivos adquiridos de sistemas e plataformas independentes.

28.2 CARACTERÍSTICAS DE DATA WAREHOUSES (Depósitos de Dados)

Para discutir os data warehouses e distingui-los dos bancos de dados transacionais, exige-se um modelo de dados apropriado. O modelo de dados multidimensional (explicado com mais detalhe na Seção 28.3) se encaixa bem com o OLAP e com as tecnologias de apoio à decisão. Contrastando com os bancos de dados múltiplos que proporcionam acesso a bancos de dados disjuntos e geralmente heterogêneos, um data warehouse é freqüentemente um armazém de dados integrados oriundos de fontes múltiplas, processados para armazenamento em um modelo multidimensional. Ao contrário da maioria dos bancos de dados transacionais, os data warehouses tipicamente dão apoio a análises de série temporal e de tendências, ambas as quais requerem mais dados históricos do que geralmente são mantidos em bancos de dados transacionais.

Comparados com os bancos de dados transacionais, os data warehouses são não-voláteis. Isso significa que a informação no data warehouse muda muito menos freqüentemente e pode ser considerada como não sendo de tempo real e com atualização periódica. Em sistemas transacionais, as transações são a unidade e o agente de mudança no banco de dados; entretanto, a informação no data warehouse tem granularidade muito mais espessa e é atualizada (*refreshed*) de acordo com uma escolha cuidadosa da política de atualização (*refresh*), geralmente incremental. As atualizações no warehouse são tratadas pelo componente de aquisição que proporciona todo o pré-processamento necessário.

Podemos descrever data warehousing também mais genericamente como "uma coleção de tecnologias de apoio à decisão, com o objetivo de habilitar o trabalhador especializado (executivo, gerente, analista) a tomar decisões melhores e mais rápidas"[2]. A Figura 28.1 apresenta uma visão geral da estrutura conceitual de um data warehouse. Ela mostra todo o processo de data warehousing, o qual inclui a possível limpeza e reformatação dos dados antes de serem colocados no data warehouse. Na parte final do processo, OLAP, data mining e DSS podem gerar informação nova relevante como regras; essa informação é mostrada na figura voltando ao warehouse. A figura também mostra que as fontes de dados podem incluir arquivos.

1 O uso inicial do termo data warehouse é creditado a Inmon (1992).

2 Chaudhuri e Dayal (1997) fornecem excelente tutorial sobre o tópico como uma definição inicial.

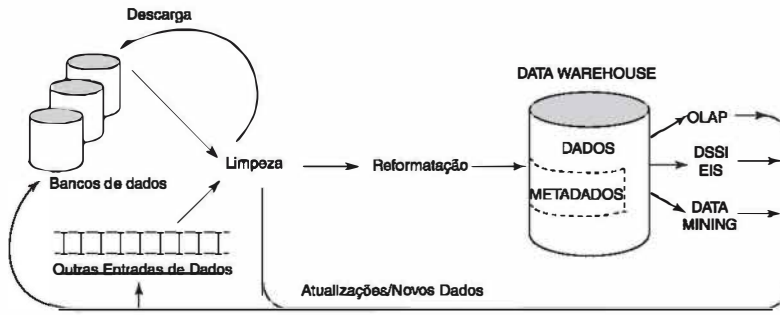


FIGURA 28.1 Exemplo de transações no modelo de *market-basket* (cesta de mercado).

Os data warehouses têm as seguintes características distintas[3]:

- o conceitual multidimensional
- dimensionalidade genérica
- dimensões e níveis de agregação ilimitados
- operações interdimensionais irrestritas
- manipulação de matriz esparsa dinâmica
- arquitetura cliente-servidor
- suporte a multiusuário
- acessibilidade
- transparência
- manipulação de dados intuitiva
- desempenho consistente de relatório
- flexibilidade de relatórios

Porque abrangem grandes volumes de dados, os data warehouses geralmente são uma ordem de magnitude (às vezes duas ordens de magnitude) maior do que os bancos de dados fontes. O volume absoluto de dados (provavelmente da ordem de terabytes) é uma questão a ser tratada com data warehouses que abrangem toda a organização, data warehouses virtuais e data marts:

- Os **data warehouses que abrangem toda a organização** são projetos enormes que requerem investimento volumoso de tempo e recursos.
- Os **data warehouses virtuais** proporcionam visões de bancos de dados operacionais que são materializadas para acesso eficiente.
- Os **data marts** geralmente têm como alvo um subconjunto da organização, como um departamento, e têm o foco muito mais estreito.

28.3 MODELAGEM DE DADOS PARA DATA WAREHOUSES

Os modelos multidimensionais tiram proveito de relações inerentes aos dados para gerar dados em matrizes multidimensionais chamadas cubos de dados. (Podem ser chamados hipercubos se têm mais de três dimensões.) Para dados que se prestam à formatação dimensional, o desempenho de consultas em matrizes multidimensionais pode ser muito melhor do que no modelo de dados relacional. Três exemplos de dimensões em um data warehouse corporativo seriam os períodos fiscais da corporação, os produtos e as regiões.

Uma planilha eletrônica padrão é uma matriz bidimensional. Um exemplo seria uma planilha de vendas regionais por produtos para determinado período de tempo. Os produtos poderiam ser mostrados como linhas, com as receitas de vendas para cada região compondo as colunas. (A Figura 28.2 mostra essa organização bidimensional.) A adição de uma dimensão de tempo, como os trimestres fiscais de uma organização, produziria uma matriz tridimensional, que poderia ser representada por meio do uso de um cubo de dados.

3 Codd (1993) cunhou o termo OLAP e mencionou estas características. Reordenamos a lista original de Codd.

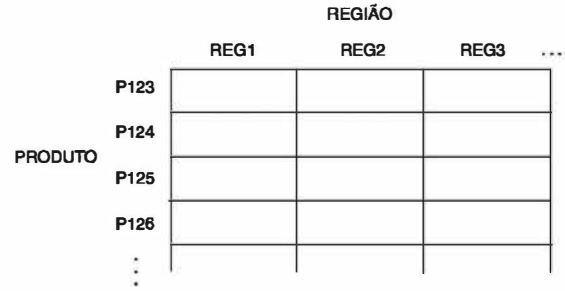


FIGURA 28.2 Modelo de matriz bidimensional.

Na Figura 28.3 há um cubo de dados tridimensional que organiza os dados de vendas dos produtos por trimestres fiscais e regiões de vendas. Cada célula poderia conter dados para um produto específico, trimestre fiscal específico e região específica. Com a inclusão de dimensões adicionais, um hipercubo de dados poderia ser produzido, embora mais que três dimensões não possam absolutamente ser facilmente visualizadas ou apresentadas graficamente. Os dados podem ser consultados diretamente em qualquer combinação das dimensões, evitando consultas complexas ao banco de dados. Existem ferramentas para visualizar os dados de acordo com a escolha de dimensões do usuário.

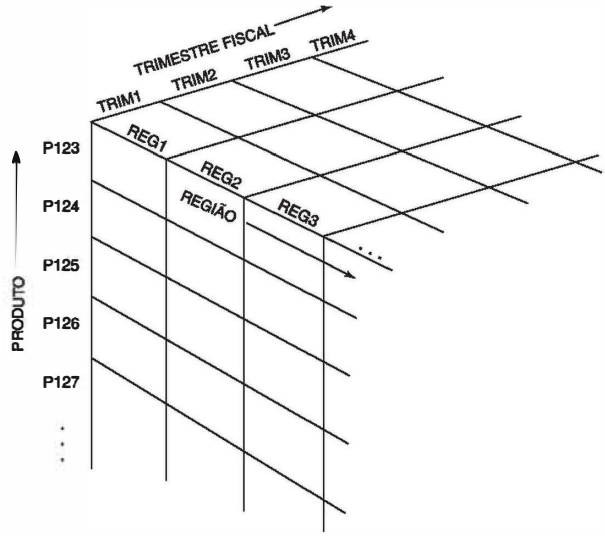


FIGURA 28.3 Modelo de cubo de dados tridimensional.

A mudança de uma hierarquia (orientação) dimensional para outra é facilmente realizada em um cubo de dados por uma técnica chamada **pivoteamento** (também chamada rotação). Nessa técnica o cubo de dados pode ser pensado como se tivesse uma rotação para mostrar uma orientação diferente dos eixos. Por exemplo, poderia ser provocada uma rotação no cubo de dados para mostrar as receitas das vendas regionais como linhas, os totais das receitas dos trimestres fiscais como colunas e os produtos da empresa na terceira dimensão (Figura 28.4). Conseqüentemente, essa técnica é equivalente a ter uma tabela de vendas regionais separadamente para cada produto, em que cada tabela mostra as vendas trimestrais para aquele produto, região por região.

Os próprios modelos multidimensionais se prestam prontamente para visões hierárquicas no que é conhecido como apresentação *roll-up* e apresentação *drill-down*. **Apresentações *roll-up*** movem-se para cima na hierarquia, agrupando segundo unidades maiores ao longo de uma dimensão (por exemplo, sumarizando dados semanais por trimestre, ou por ano). A **Figura 28.5** mostra uma apresentação *roll-up* que se move a partir de produtos individuais para uma granularidade mais espessa

de categorias de produto. Mostrada na Figura 28.6, uma **apresentação *drill-down*** proporciona a capacidade oposta, fornecendo uma visão de granularidade mais fina, talvez desagregando as vendas nacionais em vendas por região e depois as vendas regionais em sub-regiões, e também separando os produtos segundo os estilos.

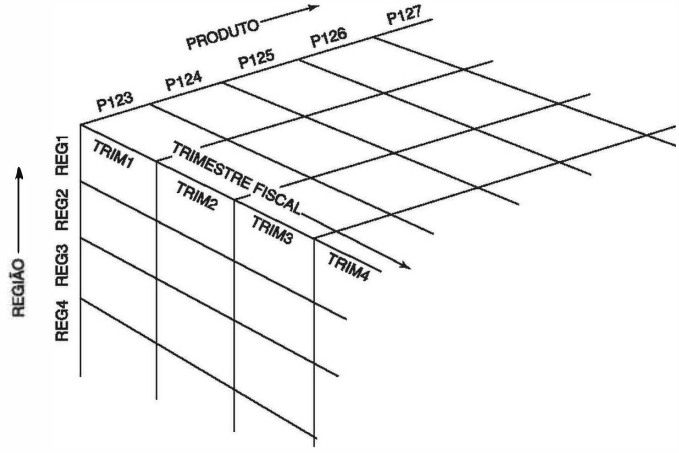


FIGURA 28.4 Versão com rotação do cubo de dados da Figura 28.3.

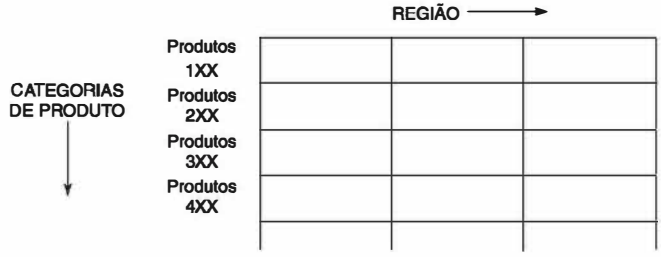


FIGURA 28.5 Operação *roll-up*.

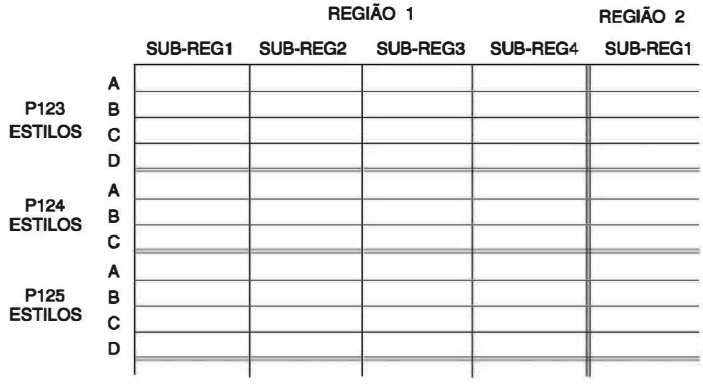


FIGURA 28.6 Operação *drill-down*.

O modelo de armazenamento multidimensional envolve dois tipos de tabelas: de dimensão e de fatos. Uma **tabela de dimensão** consiste em tuplas de atributos da dimensão. Uma **tabela de fato** pode ser pensada como possuindo tuplas, uma por fato registrado. Esse fato contém alguma(s) variável(is) medida(s) ou observada(s) e a(s) identifica com ponteiros para tabelas de dimensão. A tabela de fato contém os dados, e as dimensões identificam cada tupla naqueles dados. A Figura 28.7 contém um exemplo de uma tabela de fato que pode ser vista a partir da perspectiva de tabelas de dimensão múltiplas.

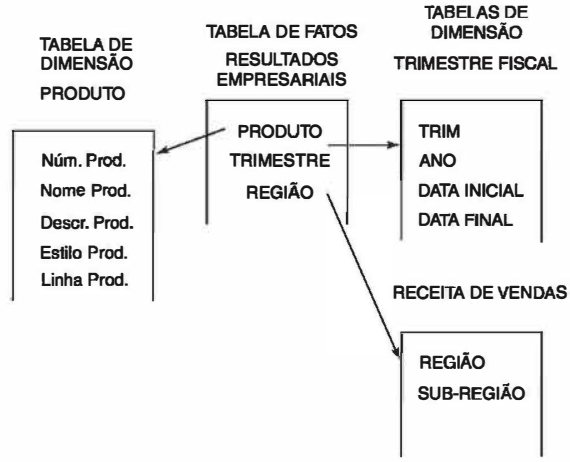


FIGURA 28.7 Esquema estrela com tabelas de fatos e de dimensões.

Dois esquemas multidimensionais comuns são o de estrela e o *snowflake* (*floco de neve*). O **esquema estrela** consiste em uma tabela de fato com uma única tabela para cada dimensão (Figura 28.7). O **esquema *snowflake*** é uma variação do esquema estrela no qual as tabelas dimensionais de um esquema de estrela são organizadas em uma hierarquia por meio da normalização delas (Figura 28.8). Algumas instalações são data warehouses normalizados até a terceira forma normal, de maneira que eles podem ter acesso ao data warehouse no nível mais fino de detalhe. Uma constelação de fatos é um conjunto de tabelas de fatos que compartilham algumas tabelas de dimensão. A Figura 28.9 mostra uma constelação de fatos com duas tabelas de fatos, resultados empresariais e previsão empresarial. Elas compartilham a tabela de dimensão chamada produto. As constelações de fatos limitam as possíveis consultas no warehouse.

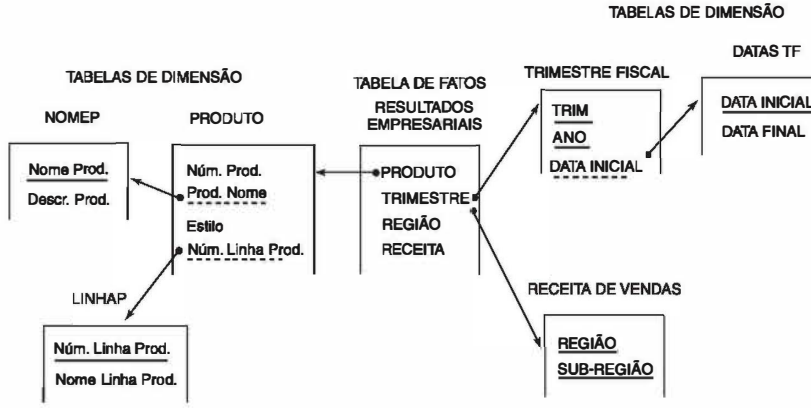


FIGURA 28.8 Esquema *snowflake*.

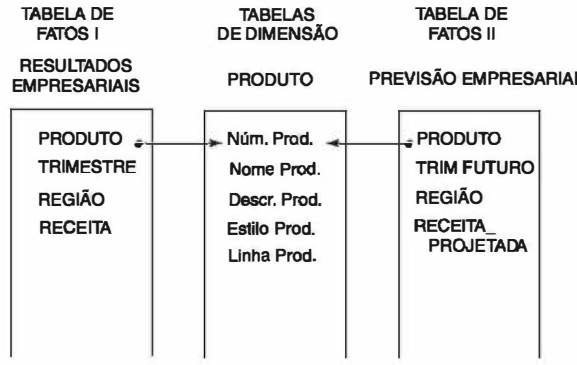


FIGURA 28.9 Constelação de fatos.

O armazenamento em data warehouse também utiliza técnicas de indexação para dar suporte a acesso de alto desempenho (veja o Capítulo 6 para uma discussão sobre indexação). Uma técnica chamada **indexação *bitmap*** (mapa de bits) constrói um vetor de bits para cada valor em um domínio (coluna) que está sendo indexado. Essa técnica funciona muito bem para domínios de baixa cardinalidade. Há um 1 bit colocado na *j*-ésima posição no vetor se a *j*-ésima linha contiver o valor que está sendo indexado. Por exemplo, imagine um estoque de 100.000 carros com um índice *bitmap* para o tamanho do carro. Se existirem quatro tamanhos — econômico, compacto, médio e grande — haverá quatro vetores de bits, cada um contendo 100.000 bits (12,5 K) com um tamanho total de índice de 50K. A indexação *bitmap* pode proporcionar vantagens consideráveis de entrada/saída e de espaço de armazenamento em domínios de baixa cardinalidade. Com vetores de bits, um índice *bitmap* pode proporcionar melhorias dramáticas no desempenho de comparação, agregação e junção.

Em um esquema estrela, os dados dimensionais podem ser indexados para tuplas na tabela de fatos por uma indexação de junção. Índices de junção são índices tradicionais para a manutenção de relacionamentos entre os valores da chave primária e da chave estrangeira. Eles relacionam os valores de dimensão de um esquema estrela às linhas na tabela de fato. Por exemplo, considere uma tabela de fato de vendas que possua cidade e trimestre fiscal como dimensões. Se existir um índice de junção para cidade, para cada cidade o índice de junção manterá os identificadores de tuplas que contenham aquela cidade. Os índices de junção podem envolver dimensões múltiplas.

O armazenamento em data warehouses pode facilitar o acesso a dados sumários tirando maior vantagem da não-volatilidade dos data warehouses e do grau de previsibilidade das análises que serão executadas utilizando-os. Duas abordagens têm sido usadas: (1) tabelas menores incluindo dados sumários, como vendas ou receitas trimestrais por linha de produto, e (2) codificação de nível (por exemplo, semanal, trimestral, anual) dentro das tabelas existentes. Comparativamente, a sobrecarga de criação e manutenção de tais agregações provavelmente seria excessiva em um banco de dados volátil, orientado por transações.

28.4 Construção de um Data Warehouse

Na construção de um data warehouse, os construtores devem obter ampla visão antecipada do uso do warehouse. Não há uma maneira de antecipar todas as possíveis consultas ou análises durante a fase de projeto. Entretanto, o projeto deveria dar suporte especificamente às **consultas *ad hoc***, ou seja, o acesso aos dados em qualquer combinação significativa dos valores para os atributos nas tabelas de dimensão ou de fato. Por exemplo, uma empresa de produtos de consumo caracterizada por ações intensivas de *marketing* necessitaria de maneiras diferentes de organizar o data warehouse do que necessitaria uma organização de caridade sem fins lucrativos e focada em levantar capital. Um esquema adequado que refletisse o uso antecipadamente deveria ser escolhido.

A aquisição de dados para o warehouse envolve os seguintes passos:

- Os dados precisam ser extraídos de fontes múltiplas, heterogêneas, por exemplo, bancos de dados ou outras fontes, como as que contêm dados do mercado financeiro ou dados do ambiente.
- Os dados precisam ser formatados visando à consistência dentro do warehouse. Nomes, significados e domínios dos dados de fontes não relacionadas devem ser consolidados. Por exemplo, empresas subsidiárias de uma grande corporação podem ter calendários fiscais diferentes com trimestres fiscais que terminam em datas diferentes, tornando difí-

cil agregar os dados financeiros por trimestre. Vários cartões de crédito podem informar suas transações de maneira diferente, tornando difícil computar todas as vendas a crédito. Essas inconsistências de formato precisam ser solucionadas.

- Os dados precisam ser limpos para assegurar a validade. A limpeza dos dados é um processo complicado e complexo, que tem sido identificado como o componente com maior exigência de trabalho na construção do data warehouse. Para os dados de entrada, a limpeza precisa acontecer antes de os dados serem carregados no warehouse. Não há nada sobre a limpeza dos dados que seja específico de data warehousing e que não possa ser aplicado a um banco de dados hospedeiro. Entretanto, uma vez que os dados de entrada precisam ser examinados e formatados de maneira consistente, os construtores de data warehouse deveriam aproveitar essa oportunidade para a verificação de sua validade e qualidade. O reconhecimento de dados errôneos e incompletos é difícil de automatizar, e a limpeza que requer correção automática de erro pode ser até mais difícil. Alguns aspectos, como a checagem de domínio, são facilmente codificados em rotinas de limpeza de dados, mas o reconhecimento automático de outros problemas de dados pode ser mais desafiador. (Por exemplo, pode-se requerer que Cidade = 'San Francisco' junto com Estado = 'CT' seja reconhecida como uma combinação incorreta.) Depois que tais problemas tenham sido cuidados, dados similares de diferentes fontes precisam ser coordenadas para serem carregadas no warehouse. Uma vez que os administradores de dados na organização descubram que seus dados estão sendo limpos para a entrada no warehouse, eles provavelmente vão querer atualizar os seus dados com os dados limpos. O processo de devolver dados limpos à fonte é chamado **backflushing** (descarga) (Figura 28.1).
- Os dados precisam ser ajustados ao modelo de dados do warehouse. Dados de várias fontes precisam ser instalados no modelo de dados do warehouse. Os dados podem precisar ser convertidos de bancos de dados relacional, orientado por objeto ou legado (rede e/ou hierárquico) para um modelo multidimensional.
- Os dados precisam ser carregados no warehouse. O volume absoluto de dados no warehouse torna a carga dos dados uma tarefa significativa. São necessárias ferramentas de monitoração para cargas, bem como métodos para recuperação de cargas incompletas ou incorretas. Com o enorme volume de dados no warehouse, a atualização incremental é, de modo geral, a única abordagem possível. A política de atualização (*refresh*) provavelmente emergirá como um compromisso que leva em consideração as respostas para as seguintes perguntas:
  - Quão atualizados os dados devem estar?
  - Pode o warehouse ficar fora de serviço, e por quanto tempo?
  - Quais são as interdependências dos dados?
  - Qual é a disponibilidade de armazenamento?
  - Quais são os requisitos de distribuição (como para replicação e partição)?
  - Qual é o tempo de carga (incluindo limpeza, formatação, cópia, transmissão e sobrecarga como a reconstrução de índice)?

Conforme dissemos, os bancos de dados precisam atingir um equilíbrio entre a eficiência no processamento de transações e o suporte aos requisitos de consultas (solicitações *ad hoc* do usuário), porém um data warehouse é tipicamente otimizado para o acesso a partir das necessidades de um tomador de decisão. O armazenamento de dados em um data warehouse reflete essa especialização e envolve os seguintes processos:

- Armazenamento dos dados de acordo com modelo de dados do warehouse
- Criação e manutenção das estruturas de dados necessárias
- Criação e manutenção de caminhos de acesso adequados
- Fornecimento de dados que variam no tempo conforme novos dados são acrescentados
- Suporte a atualização dos dados do warehouse
- Atualização (*refreshing*) dos dados
- Eliminação (*purging*) de dados

Embora um tempo adequado possa ser dedicado inicialmente à construção do warehouse, o volume absoluto de dados no warehouse geralmente torna impossível a simples recarga do warehouse em sua totalidade mais tarde. As alternativas incluem a atualização (*refresh*) de dados seletiva (parcial) e as versões de warehouse separadas do warehouse (requerendo o dobro de capacidade de armazenamento!). Quando o warehouse usa o mecanismo incremental de atualização (*refresh*) dos dados, os dados podem precisar ser eliminados (*purged*) periodicamente; por exemplo, um warehouse que mantém dados dos doze trimestres empresariais anteriores pode eliminar seus dados periodicamente a cada ano.

Os data warehouses também devem ser projetados com total consideração do ambiente no qual eles residirão. As considerações de projeto importantes incluem as seguintes:

- Projeções de uso
- O ajuste do modelo de dados
- Características das fontes disponíveis
- Projeto do componente de metadados (*metadados*)
- Projeto modular de componente
- Projeto da capacidade de gerenciamento e de alterações
- Considerações de arquitetura distribuída e paralela

Discutimos cada um desses itens por vez. O projeto do warehouse é inicialmente dirigido pelas projeções de uso; ou seja, pelas expectativas sobre quem usará o warehouse e de que modo o fará. A escolha de um modelo de dados para dar suporte a esse uso é a decisão-chave inicial. As projeções de uso e as características das fontes de dados do warehouse são ambas levadas em consideração. O projeto modular é uma necessidade prática para permitir que o warehouse evolua com a organização e seu ambiente de informação. Além disso, um data warehouse bem-construído deve ser projetado para possibilitar capacidade de manutenção, permitindo que os gerentes de warehouse planejem eficazmente e administrem mudanças enquanto proporcionam o apoio ótimo para os usuários.

Pode-se recordar o termo *metadados* do Capítulo 2; *metadado* foi definido como a descrição de um banco de dados incluindo sua definição de esquema. O repositório de *metadados* é um componente-chave do data warehouse. O repositório de *metadados* inclui, ambos, o *metadado* técnico e o empresarial. O primeiro, *metadado* técnico, cobre os detalhes do processamento de aquisição, das estruturas de armazenamento, das descrições de dados, das operações do warehouse e da manutenção, e da funcionalidade de suporte ao acesso. O segundo, *metadado* empresarial, inclui as regras empresariais e os detalhes organizacionais relevantes que dão suporte ao warehouse.

A arquitetura do ambiente de computação distribuído da organização é uma característica determinante muito importante para o projeto do warehouse.

Há duas arquiteturas distribuídas básicas: o warehouse distribuído e o warehouse federado. Para um **warehouse distribuído**, todas as questões de bancos de dados distribuídos são relevantes, por exemplo, replicação, partição, comunicações e preocupações com a consistência. Uma arquitetura distribuída pode proporcionar benefícios particularmente importantes para o desempenho do warehouse, como balanceamento de carga aperfeiçoado, escalabilidade de desempenho e maior disponibilidade. Um único repositório de *metadados* replicado residiria em cada site de distribuição. A idéia do **warehouse federado** é igual à do banco de dados federado: uma confederação descentralizada de data warehouses autônomos, cada um com seu próprio repositório de *metadados*. Dada a magnitude do desafio inerente aos data warehouses, é provável que tais federações consistirão em componentes de escalas menores, como os data marts. Grandes organizações podem escolher possuir data marts federados em lugar de construir data warehouses enormes.

28.5 FUNCIONALIDADE TÍPICA DE UM DATA WAREHOUSE

Os data warehouses existem para facilitar as consultas complexas, intensivas em termos de dados, e *ad hoc* freqüentes. De maneira adequada, os data warehouses têm que proporcionar um suporte às consultas muito maior e mais eficiente do que é exigido dos bancos de dados transacionais. O componente de acesso do data warehouse dá suporte à funcionalidade aperfeiçoada de planilha eletrônica, ao processamento eficiente de consultas, às consultas estruturadas, às consultas *ad hoc*, ao data mining e às visões materializadas. Em particular, a funcionalidade aperfeiçoada de planilha eletrônica inclui o suporte às aplicações de planilha eletrônica no estado-da-arte (por exemplo, MS Excel) assim como aos programas de aplicações OLAP. Estes oferecem funcionalidades pré-programadas como as seguintes:

- Roll-up: Dados são resumidos com generalização crescente (por exemplo, semanal para trimestral, e então para anual).
- Drill-down: Níveis crescentes de detalhe são revelados (o complemento de *roll-up*).
- Pivô: A tabulação transversal (também chamada rotação) é executada.
- Slice and dice (fatiar e cortar em cubos): Execução de operações de projeção nas dimensões.
- Classificação: Dados são classificados segundo o valor ordinal.
- Seleção: Dados estão disponíveis por valor ou por faixas de valores.
- Atributos derivados (calculados): Atributos são calculados por operações sobre valores armazenados e derivados.

Como os data warehouses são livres das restrições do ambiente transacional, há um ganho em eficiência no processamento de consultas. Entre as ferramentas e técnicas usadas estão a transformação de consultas, a intersecção e a união de ín-

dices, as funções especiais **ROLAP** (OLAP relacional) e **MOLAP** (OLAP multidimensional), as extensões de SQL, os métodos avançados de junção e a varredura inteligente (como nas consultas múltiplas *piggy-backing*).

O desempenho superior também tem sido obtido com processamento paralelo. As arquiteturas paralelas de servidor incluem multiprocessador simétrico (SMP — *symmetric multiprocessor*), *cluster* e processamento maciçamente paralelo (MPP – *massively parallel processing*), e as combinações destes.

Os trabalhadores de conhecimento e os tomadores de decisão usam ferramentas que variam desde consultas paramétricas até consultas *ad hoc* para data mining. Assim, o componente de acesso do data warehouse tem de proporcionar suporte para consultas estruturadas (ambas, paramétricas e *ad hoc*). Estas, juntas, compõem um ambiente gerenciado de consultas. O próprio data mining usa técnicas de análise estatística e de inteligência artificial. A análise estatística pode ser executada por planilhas eletrônicas avançadas, por software sofisticado de análise estatística ou por programas escritos de maneira customizada. As técnicas, como a técnica *lag*, médias móveis e análise de regressão, também são comumente empregadas. Técnicas de inteligência artificial, que podem incluir algoritmos genéticos e redes neurais, são usadas para classificação e são empregadas para descobrir conhecimento a partir do data warehouse que pode ser não previsto ou difícil de especificar por consultas. (Tratamos de data mining com detalhes no Capítulo 27.)

28.6 Comparação entre Data Warehouse e Visões

Algumas pessoas têm considerado que os data warehouses são uma extensão de visões de bancos de dados. Anteriormente mencionamos as visões materializadas como um modo de atender às exigências de acesso melhorado aos dados (veja o Capítulo 8 para discussão sobre visões). As visões materializadas têm sido exploradas pela sua melhoria no desempenho. Porém, as visões fornecem apenas um subconjunto das funções e das capacidades dos data warehouses. As visões e os data warehouses são semelhantes no fato de ambos possuírem extratos somente para leitura dos bancos de dados e de serem orientados por assunto. Entretanto, os data warehouses são diferentes das visões nos seguintes modos:

- Os data warehouses existem como armazenamento permanente em vez de serem materializados sob demanda.
- Normalmente os data warehouses não são relacionais; ao contrário disso, são multidimensionais. As visões de um banco de dados relacional são relacionais.
- Os data warehouses podem ser indexados para otimizar o desempenho. As visões não podem ser indexadas de maneira independente dos bancos de dados subjacentes.
- Tipicamente, os data warehouses dão suporte específico de funcionalidade; as visões não podem fazê-lo.
- Os data warehouses fornecem grandes quantidades de dados integrados e freqüentemente dados temporais, geralmente mais do que o que é contido em um banco de dados, enquanto as visões são um extrato de um banco de dados.

28.7 Problemas e Questões em Aberto em Data Warehouses

28.7.1 Dificuldades de Implementação de Data Warehouses

Algumas questões operacionais significativas surgem com o data warehousing: construção, administração e controle de qualidade. O gerenciamento de projeto — o projeto, a construção, e a implementação do warehouse — é uma consideração importante e desafiadora que não deveria ser menosprezada. A construção de um warehouse que abrange toda a organização, para uma grande organização, é um empreendimento muito importante, potencialmente consumindo anos, desde a conceituação até a implementação. Em razão da dificuldade e da quantidade de tempo de liderança necessários para tal empreendimento, o desenvolvimento espalhado e de data marts pode prover uma alternativa atraente, especialmente para as organizações, com necessidades urgentes de OLAP, DSS e/ou suporte de data mining.

A administração de um data warehouse é um empreendimento intensivo, proporcional ao tamanho e à complexidade do warehouse. Uma organização que tenta administrar um data warehouse precisa entender de maneira realista a natureza complexa de sua administração. Embora sejam projetados para acessos de leitura, um data warehouse não é uma estrutura mais estática do que qualquer uma de suas fontes de informação. Pode-se esperar que os bancos de dados fontes evoluam. Deve-se esperar que o esquema do warehouse e o componente de aquisição sejam atualizados para tratar essas evoluções.

Uma questão importante em data warehousing é o controle de qualidade dos dados. A qualidade e a consistência de dados são preocupações muito importantes. Embora os dados passem por uma função de limpeza durante a aquisição, a qualidade e a consistência permanecem sendo questões significativas para o administrador do banco de dados. A combinação de

dados de fontes heterogêneas e discrepantes é um desafio maior dadas as diferenças de nomenclaturas, definições de domínio, números de identificação, e coisas assim. Toda vez que um banco de dados fonte muda, o administrador do data warehouse precisa considerar as possíveis interações com os outros elementos do warehouse.

As projeções de uso deveriam ser estimadas de maneira conservadora antes da construção do data warehouse e deveriam ser revisadas continuamente para refletir as exigências atuais. Os padrões de utilização se tornam claros e mudam com o passar do tempo, o armazenamento e os caminhos de acesso podem ser sintonizados para continuarem otimizados para o apoio no uso do warehouse pela organização. Essa atividade deveria continuar ao longo da vida do warehouse com o objetivo de permanecer à frente da demanda. O warehouse também deveria ser projetado para acomodar a adição e o desgaste de fontes de dados sem a necessidade de um grande reprojeto. As fontes e os dados da fonte evoluirão, e o warehouse precisa acomodar tal mudança. Ajustar os dados disponíveis da fonte no modelo de dados do warehouse será um desafio contínuo, uma tarefa que é tanto arte quanto ciência. Como há mudanças rápidas e contínuas em tecnologias, ambas as exigências e as capacidades do warehouse mudarão consideravelmente com o passar do tempo. Além disso, a própria tecnologia de data warehousing continuará a evoluir durante algum tempo de forma que as estruturas e as funcionalidades dos componentes continuarão a ser melhoradas. Essa certeza de mudança é uma excelente motivação para ter um projeto de componentes completamente modular.

A administração de um data warehouse exigirá habilidades muito mais amplas do que são necessárias para a administração de bancos de dados tradicionais. Uma equipe de técnicos especialistas altamente qualificados, com áreas de especialidades acumuladas, provavelmente será necessária no lugar de um único indivíduo. Assim como na administração de banco de dados, a administração de data warehouse é apenas parcialmente técnica; uma grande parte da responsabilidade requer trabalhar eficazmente com todos os membros da organização que tenham algum interesse no data warehouse. Porém, a dificuldade que pode existir às vezes para os administradores de banco de dados, e que é muito mais desafiadora para os administradores de data warehouse, é que o escopo de suas responsabilidades é consideravelmente mais amplo.

O projeto da função de administração e a seleção da equipe de administração para um warehouse de banco de dados são cruciais. Administrar o data warehouse em uma grande organização seguramente será uma tarefa muito importante. Muitas ferramentas comerciais já estão disponíveis para dar suporte às funções de administração. A administração eficaz do data warehouse certamente será uma função de equipe, exigindo um conjunto amplo de habilidades técnicas, coordenação cuidadosa e liderança eficaz. Da mesma maneira que precisamos nos preparar para a evolução do warehouse, também precisamos reconhecer que as habilidades da equipe de administração vão, por necessidade, evoluir com ele.

28.7.2 Questões em Aberto em Data Warehousing

Tem havido muita divulgação e exageros em torno do termo 'data warehouse'; as expectativas exageradas provavelmente baixarão, mas o conceito de coleções integradas de dados para dar suporte à análise sofisticada e apoio à decisão indubitavelmente perdurará.

O data warehousing como uma área ativa de pesquisa provavelmente verá um aumento da atividade de pesquisa no futuro próximo conforme proliferem os data warehouses e os data marts. Os antigos problemas receberão novas abordagens; por exemplo, limpeza de dados, indexação, partição e visões poderiam receber atenção renovada.

A pesquisa acadêmica sobre tecnologias de data warehousing provavelmente enfocará aspectos de automação do warehouse que atualmente exigem significativa intervenção manual, como a aquisição de dados, a administração da qualidade dos dados, a seleção e a construção de caminhos e estruturas de acesso adequados, a capacidade de automanutenção, a funcionalidade e a otimização de desempenho. A aplicação das funcionalidades de banco de dados ativos (Seção 23.1) no warehouse provavelmente também irá receber atenção considerável. A incorporação de regras de domínio e de negócio de maneira adequada na criação do warehouse e no processo de manutenção pode torná-lo mais inteligente, relevante e auto-administrado.

Softwares comerciais para data warehousing de vários fornecedores já estão disponíveis e dão ênfase principalmente à administração do data warehouse e às aplicações OLAP/DSS. Outros aspectos de data warehousing, como o projeto e a aquisição de dados (especialmente a limpeza), estão sendo tratados principalmente por equipes de administradores e consultores de tecnologia de informação internos (*in-house*).

28.8 RESUMO

Neste capítulo fizemos um levantamento do campo conhecido por data warehousing. Data warehousing pode ser visto como um processo que exige uma variedade de atividades precedentes a ele. Contudo, a data mining (Capítulo 27) pode ser pensa-

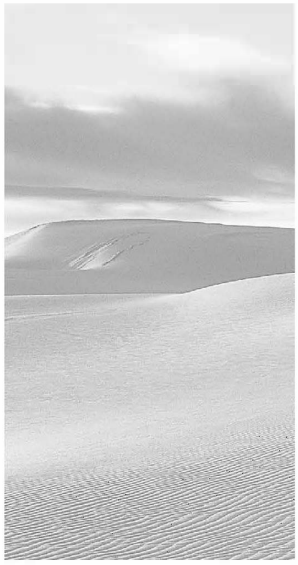
da como uma atividade que extrai conhecimento a partir de um data warehouse existente. Apresentamos conceitos-chave relacionados a data warehousing e discutimos a funcionalidade especial associada a uma visão multidimensional dos dados. Também discutimos as maneiras pelas quais os data warehouses fornecem informação no nível correto de detalhe aos tomadores de decisão, baseados em uma organização e uma perspectiva adequadas.

Questões para Revisão

28.1 O que é um data warehouse? Como ele difere de um banco de dados?
28.2 Defina os termos: OLAP (*online analytical processing* — processamento analítico on-line), ROLAP (OLAP Relacional), MOLAP (OLAP Multidimensional) e DSS (Sistemas de Apoio à Decisão).
28.3 Descreva as características de um data warehouse. Divida-as em funcionalidade de um warehouse e em vantagens que os usuários obtêm dele.
28.4 O que é o modelo de dados multidimensional? Como ele é usado em data warehousing?
28.5 Defina estes termos: Esquema Estrela, Esquema *Snowflake* (floco de neve), Constelação de Fatos, Data Marts.
28.6 Quais tipos de índices são construídos para um data warehouse? Ilustre os usos de cada um com um exemplo.
28.7 Descreva os passos da construção de um warehouse.
28.8 Que considerações têm um papel importante no projeto de um warehouse?
28.9 Descreva as funções que um usuário pode executar em um data warehouse e ilustre os resultados dessas funções em um data warehouse multidimensional de amostra.
28.10 Como o conceito de visão relacional está relacionado ao data warehouse e aos data marts? De que maneira eles são diferentes?
28.11 Liste as dificuldades da implementação de um data warehouse.
28.12 Liste as questões em aberto e os problemas de pesquisa em data warehousing.

Bibliografia Selecionada

Data warehousing se tornou um tópico muito popular e tem aparecido em muitas publicações nos últimos anos. Credita-se a Inmon (1992) o pioneirismo, por ter dado ampla aceitação para esse termo. Codd (1993) popularizou o termo *online analytical processing* (OLAP — processamento analítico on-line) e definiu um conjunto de características para data warehouses darem suporte a OLAP. Mattison (1996) é um dos vários livros sobre data warehousing que traz uma análise abrangente das técnicas disponíveis em data warehouse e das estratégias que as empresas deveriam usar para desenvolvê-las. Bischoff e Alexander (1997) é uma compilação de conselhos de especialistas. Chaudhuri e Dayal (1997) trazem um excelente tutorial sobre o tópico, enquanto Widom (1995) aponta para vários problemas de pesquisa pendentes.



29

Tecnologias e Aplicações Emergentes de Banco de Dados

Ao longo deste livro abordamos uma variedade de questões relacionadas a modelagem, projeto e funções de bancos de dados, como também às questões de estrutura interna e de desempenho relacionadas aos sistemas de gerenciamento de bancos de dados. No Capítulo 26 tratamos dos bancos de dados da Internet que proporcionam acesso universal aos dados e discutimos o uso do XML que facilitará o desenvolvimento de aplicações que envolvam muitos bancos de dados e plataformas de SGBD diferentes. Nos dois capítulos anteriores, consideramos as variações da tecnologia de gerenciamento de banco de dados, como as data mining e os data warehouses, que possibilitam o uso de bancos de dados de grande porte e ferramentas de apoio à decisão. Agora, neste capítulo, dedicamos nossa atenção a duas categorias de desenvolvimentos de contínua evolução no campo de bancos de dados: (1) tecnologias emergentes de bancos de dados e (2) os domínios de aplicação mais importantes. Não reivindicamos fazê-lo tão exaustivamente e apenas tratamos de alguns avanços da tecnologia e de aplicação proeminentes. Os primeiros tratam da criação de novas funcionalidades em SGBDs de forma que uma variedade de novas aplicações possa ter suporte, inclusive os bancos de dados móveis, para possibilitar usuários remotos e acesso flexível em trânsito aos dados, e os bancos de dados de multimídia que proporcionam suporte ao armazenamento e ao processamento de informação multimídia. As seções 29.1 e 29.2 apresentarão e discutirão brevemente as questões e as abordagens para a solução dos problemas específicos que surgem com as tecnologias de bancos de dados móveis e de multimídia.

A seguir, consideramos dois domínios de aplicação que historicamente têm confiado no processamento manual de sistemas de arquivo, ou em soluções de sistema customizadas. A Seção 29.3 discute os sistemas de informação geográfica, que tratam apenas de dados geográficos ou de dados espaciais combinados com dados que não são espaciais, como as contagens censitárias. A Seção 29.4 discute os bancos de dados biológicos e suas aplicações, particularmente contendo dados genéticos de diferentes organismos, incluindo os dados do genoma humano. Uma característica comum de todas essas aplicações é a natureza específica do domínio de dados em cada domínio de aplicação específico. Além disso, todos eles são caracterizados pela sua natureza 'estática' — uma situação em que o usuário final só pode recuperar informação a partir do banco de dados; a atualização com nova informação está limitada aos especialistas do domínio do banco de dados que supervisionam e analisam os novos dados que estão sendo incluídos.

29.1 Bancos de Dados Móveis[1]

Avanços recentes na tecnologia portátil e sem fios (*wireless*) têm levado à **computação móvel**, uma nova dimensão na comunicação e no processamento de dados. Os dispositivos portáteis de computação em conjunto com a comunicação sem fios permitem aos clientes terem acesso aos dados a partir de virtualmente qualquer lugar e em qualquer momento. Essa caracte-

1 Agradecemos a contribuição de Waigen Yee e Wanxia Xie para esta seção.

rística é especialmente útil para organizações geograficamente dispersas. Exemplos típicos poderiam incluir os assistentes eletrônicos (*electronic valets*), a comunicação de notícias, os serviços de corretagem e a força de vendas automatizada. Entretanto, existem vários problemas de hardware e de software que precisam ser resolvidos antes que a capacidade da computação móvel possa ser completamente utilizada.

Alguns dos problemas de software — que podem envolver o gerenciamento de dados, o gerenciamento de transações e a recuperação do banco de dados — têm suas origens em sistemas de banco de dados distribuídos. Entretanto, na computação móvel esses problemas são mais difíceis, principalmente por causa da conectividade limitada e intermitente proporcionada pela comunicação sem fios, a vida limitada da fonte de energia (bateria) das unidades móveis e a topologia mutante da rede. Além disso, a computação móvel introduz novas possibilidades arquitetônicas e desafios.

29.1.1 Arquitetura da Computação Móvel

A arquitetura genérica de uma plataforma móvel é ilustrada na Figura 29.1. Ela é uma arquitetura distribuída na qual vários computadores, geralmente chamados **hospedeiros** (*Hosts*) **fixos** e **estações-base**, são interconectados por uma rede de fios de alta velocidade. Os *hosts* fixos são computadores de propósito geral que tipicamente não estão equipados para gerenciar as unidades móveis, mas que podem ser configurados para fazê-lo. As estações-base funcionam como *gateways* (portões) da rede fixa para as **unidades móveis**. Elas são equipadas com interfaces sem fios e oferecem acesso a serviços de rede dos quais as unidades móveis são clientes.

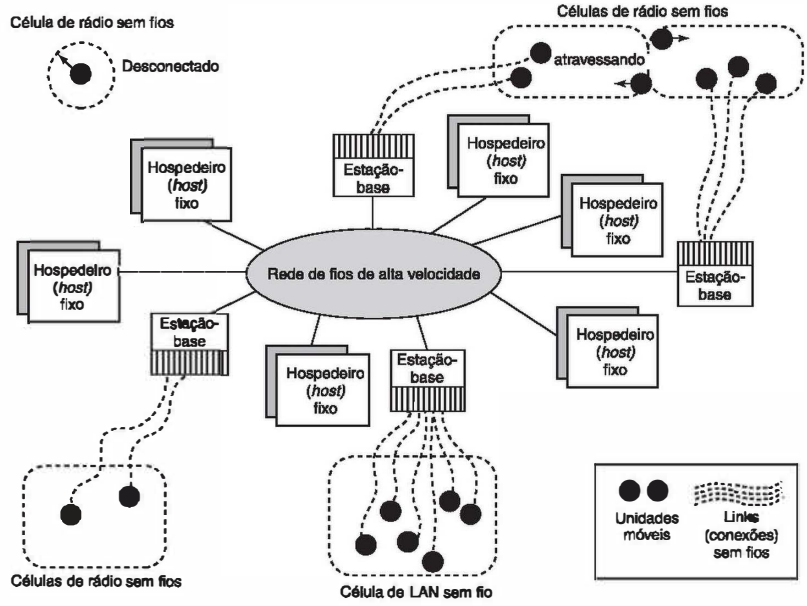


FIGURA 29.1 Arquitetura genérica de uma plataforma móvel (adaptada de Dunham e Helal (1995)).

Comunicações sem Fios. O meio sem fios no qual as unidades móveis e as estações-base se comunicam tem largura de banda significativamente menor que a de uma rede de fios. A geração atual da tecnologia sem fios tem taxas de dados que variam desde dezenas a centenas de kilobits por segundo (telefonia celular 2G) até dezenas de megabits por segundo (Ethernet sem fios, popularmente conhecido por WiFi). Para comparação, a Ethernet moderna (com fios) proporciona taxas de dados na ordem de centenas de megabits por segundo.

A despeito das taxas de dados, outras características também distinguem as opções de conectividade sem fios. Algumas dessas características incluem o alcance, a interferência, a localidade de acesso e o suporte à comutação de pacotes. Algumas opções de acesso sem fios permitem o *roaming* integrado (*seamless roaming*) por uma região geográfica (por exemplo, as redes celulares), ao passo que as redes WiFi estão localizadas ao redor de uma estação-base. Algumas redes sem fios, como WiFi e Bluetooth, usam áreas não licenciadas do espectro de freqüência, que podem causar interferência com outros aparelhos,

como os telefones sem fio. Finalmente, as redes sem fios modernas podem transferir dados em unidades chamadas de pacotes, que são comumente usadas nas redes de fios com o objetivo de preservar a largura de banda. As aplicações sem fios precisam considerar essas características no momento da escolha de uma opção de comunicação. Por exemplo, objetos físicos bloqueiam as freqüências infravermelhas. Embora seja inconveniente para algumas aplicações, tal bloqueio permite comunicações sem fios seguras dentro de uma sala fechada.

Relacionamentos Cliente/Rede. As unidades móveis podem se mover livremente em um **domínio geográfico de mobilidade**, uma área que está circunscrita pela cobertura da rede sem fios. Para gerenciar a mobilidade das unidades, o domínio geográfico de mobilidade em sua totalidade é dividido em um ou mais domínios menores, chamados **células**, cada uma das quais tem o suporte de pelo menos uma estação-base. A política de mobilidade exige que o movimento das unidades móveis seja irrestrito nas células de um domínio geográfico de mobilidade, enquanto mantém a **adjacência de acesso** à informação — ou seja, o movimento, especialmente o movimento entre células, não afeta negativamente o processo de recuperação de dados.

A arquitetura de comunicação recém-descrita é projetada para dar à unidade móvel a impressão de que ela está conectada a uma rede fixa, emulando uma arquitetura cliente-servidor tradicional. Entretanto, a comunicação sem fios torna outras arquiteturas possíveis. Uma alternativa é uma rede móvel *ad hoc* (MANET), ilustrada na Figura 29.2.[2] Em uma MANET, as unidades móveis localizadas lado a lado não precisam se comunicar por meio de uma rede fixa, mas, em vez disso, formam suas próprias redes usando tecnologias eficientes quanto ao custo, como o Bluetooth. Em uma MANET, as unidades móveis são responsáveis pelo roteamento de seus próprios dados e agem eficientemente como estações-base e também como clientes. Além disso, elas devem ser robustas o suficiente para tratar as mudanças na topologia de rede, como a chegada ou a saída de outras unidades móveis.

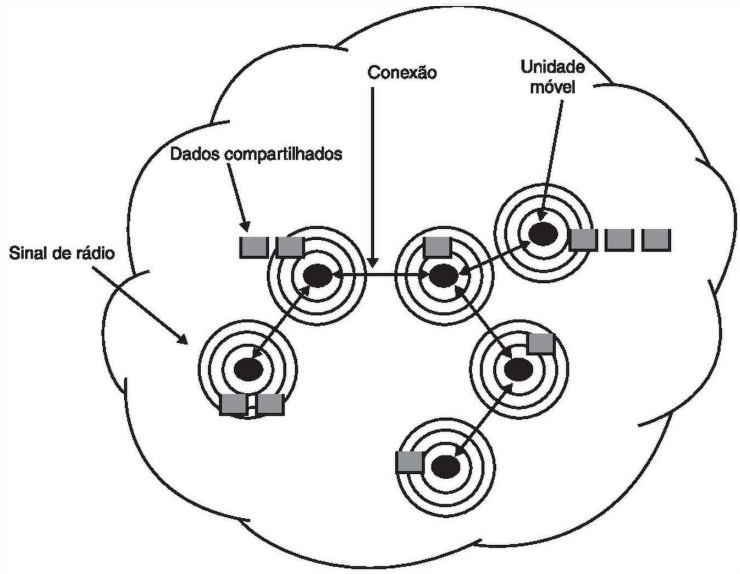


FIGURA 29.2 A arquitetura de uma rede móvel *ad hoc*.

Aplicações MANET podem ser consideradas como sendo ponto-a-ponto, significando que uma unidade móvel é simultaneamente um cliente e um servidor. O processamento de transações e o controle da consistência dos dados se tornam mais difíceis, uma vez que não existe controle central nessa arquitetura. A descoberta de recursos e o roteamento dos dados pelas unidades móveis tornam a computação em uma MANET ainda mais complicada. Amostras de aplicações MANET são os jogos multiusuários, os quadros de comunicação (*whiteboards*) compartilhados, os calendários distribuídos e o compartilhamento de informações de batalha. A expectativa é de que essas redes e as aplicações relacionadas se tornarão dominantes

2 Essa arquitetura está baseada na proposta da IETF em IETF (1999) com comentários de Carson e Macker (1999).

em alguns anos. Atualmente as MANETs são uma área ativa de pesquisa tanto na academia quanto na indústria. Essa pesquisa ainda está em seu início, portanto, a discussão seguinte enfocará a arquitetura de computação móvel básica descrita anteriormente.

29.1.2 Características dos Ambientes Móveis

Conforme discutimos na seção anterior, as características da computação móvel incluem a alta latência na comunicação, a conectividade sem fios intermitente, a vida limitada da bateria, e, é claro, a localização mutante do cliente. A latência é causada pelos processos exclusivos do meio sem fios, como a codificação dos dados para a transferência sem fios e o rastreamento e a filtragem de sinais sem fios no receptor. A vida da bateria está diretamente relacionada ao tamanho da bateria, e indiretamente relacionada às capacidades do dispositivo móvel. A conectividade intermitente pode ser intencional ou não intencional. As desconexões não intencionais acontecem em áreas nas quais os sinais sem fios não podem chegar, por exemplo, cabines de elevadores ou túneis de metrô. As desconexões intencionais ocorrem por intenção do usuário, por exemplo, durante uma decolagem de avião, ou quando o aparelho móvel é desligado. Finalmente, espera-se que os clientes se movam, o que altera a topologia da rede e pode fazer que os seus requisitos de dados mudem. Todas essas características afetam o gerenciamento dos dados, e as aplicações móveis robustas precisam considerá-las em seu projeto.[3]

Para compensar as altas latências e a conectividade incerta, os clientes fazem réplicas em *cache* (armazenamento intermediário) de dados importantes freqüentemente acessados, e trabalham *off-line*, se necessário. Além de melhorarem a disponibilidade de dados e o tempo de resposta, o *caching* também pode reduzir o consumo de energia do cliente eliminando a necessidade de fazer transmissões sem fios de dados que consomem energia para cada acesso aos dados.

O servidor, contudo, pode não ser capaz de alcançar um cliente. Um cliente pode estar inalcançável porque está ***dozing*** (cochilando) — em um estado de conservação de energia no qual muitos subsistemas permanecem desligados — ou porque está fora do alcance de uma estação-base. Em qualquer caso, nem o cliente nem o servidor pode alcançar o outro, e modificações precisam ser feitas na arquitetura para compensar esse caso. ***Proxies*** para componentes inalcançáveis são adicionados à arquitetura. Para um cliente (e simetricamente para um servidor), o *proxy* pode colocar em *cache* as atualizações pretendidas para o servidor. Quando uma conexão se tornar disponível, o *proxy* automaticamente encaminha essas atualizações que estão em *cache* para o seu destino final.

Conforme sugerido antes, a computação móvel apresenta desafios tanto para os servidores como para os clientes. A latência envolvida na comunicação sem fios torna a sua escalabilidade um problema. Dado que a latência em razão da comunicação sem fios aumenta o tempo para atender cada solicitação de cliente, o servidor pode tratar menos clientes. Uma maneira de os servidores aliviarem esse problema é por meio da **difusão** (*broadcast*) dos dados sempre que for possível. A difusão tira proveito de uma característica natural das comunicações de rádio e proporciona a escalabilidade, porque uma única difusão de um item de dados pode satisfazer todos os pedidos pendentes daqueles dados. Por exemplo, em vez de enviar informação do clima individualmente para todos os clientes em uma célula, um servidor pode simplesmente difundi-la periodicamente. A difusão também reduz a carga no servidor, uma vez que os clientes não precisam manter conexões ativas com eles.

A mobilidade do cliente também apresenta muitos desafios de gerenciamento de dados. Primeiro, os servidores precisam manter rastros das localizações dos clientes a fim de lhes rotear eficientemente as mensagens. Segundo, os dados dos clientes deveriam ser armazenados em uma localização de rede que minimizasse o tráfego necessário para acessá-lo. Manter dados em uma localização fixa aumenta a latência de acesso se o cliente se mover 'para longe' dela. Finalmente, conforme já foi dito, o ato de movimentar-se entre as células precisa ser transparente para o cliente. O servidor deve ser capaz de desviar elegantemente a remessa de dados de uma estação-base para outra, sem o cliente notar.

A mobilidade do cliente também permite novas aplicações que são *baseadas na localização*. Por exemplo, considere uma aplicação de assistente eletrônico (*electronic valet*) que pode informar a um usuário a localização do restaurante mais próximo. Obviamente, 'mais próximo' é relativo à posição atual do cliente, e o seu movimento pode invalidar quaisquer respostas previamente colocadas em *cache*. Em caso de movimento, o cliente precisa invalidar eficientemente partes de seu *cache* e requisitar dados atualizados do banco de dados.

29.1.3 Questões de Gerenciamento de Dados

Do ponto de vista do gerenciamento de dados, a computação móvel pode ser considerada uma variação da computação distribuída. Os bancos de dados móveis podem ser distribuídos sob dois possíveis cenários:

---

3 Essa arquitetura está baseada na proposta da IETF em IETF (1999) com comentários de Carson e Macker (1999).

1. O banco de dados inteiro é distribuído principalmente entre os componentes com fios, possivelmente com replicação completa ou parcial. Uma estação-base ou um *host* fixo administra seu próprio banco de dados com uma funcionalidade parecida com um SGBD, com funcionalidade adicional para localizar unidades móveis e com características adicionais de gerenciamento de consultas e de transações para satisfazer os requisitos dos ambientes móveis.
2. O banco de dados é distribuído entre componentes com e sem fios. A responsabilidade pelo gerenciamento dos dados é compartilhada entre as estações-base ou os *hosts* fixos e as unidades móveis.

Conseqüentemente, as questões de gerenciamento de dados distribuídos que discutimos no Capítulo 24 também podem ser aplicadas em bancos de dados móveis com as seguintes considerações e variações adicionais:

- *Distribuição e replicação de dados*: Os dados são distribuídos de maneira desigual entre as estações-base e as unidades móveis. As restrições de consistência compõem o problema de gerenciamento de *cache*. Os *caches* tentam fornecer os dados mais freqüentemente acessados e atualizados para as unidades móveis que processam suas próprias transações e podem estar desconectadas por longos períodos.
- *Modelos de transação*: As questões de tolerância a falhas e exatidão das transações são agravadas no ambiente móvel. Uma transação móvel é executada seqüencialmente por diversas estações-base e possivelmente em múltiplos conjuntos de dados, dependendo do movimento da unidade móvel. Falta uma coordenação central de execução de transação, particularmente no cenário (2) anterior. Além disso, espera-se que uma transação móvel seja duradoura por causa da desconexão em unidades móveis. Por isso, as tradicionais propriedades de transação ACID (Capítulo 19) podem precisar ser modificadas, e novos modelos de transação devem ser definidos.
- *Processamento de consulta*: A consciência de onde os dados estão localizados é importante e afeta a análise de custo/benefício do processamento da consulta. A otimização de consulta é mais complicada por causa da mobilidade e das rápidas mudanças de recursos das unidades móveis. A resposta da consulta precisa ser devolvida às unidades móveis, que podem estar em trânsito ou podem atravessar fronteiras de células, embora devam receber resultados de consulta completos e corretos.
- *Recuperação e tolerância a falhas*: O ambiente de banco de dados móvel precisa tratar de falhas no site, na mídia, na transação e na comunicação. A falha no site de uma unidade móvel freqüentemente se deve à limitação de energia da bateria. Um desligamento voluntário de uma unidade móvel *não* deveria ser tratado como uma falha. As falhas nas transações são rotineiras durante o chaveamento entre redes (*handoff*) quando uma unidade móvel atravessa células. O gerenciador de transação deveria ser capaz de lidar com tais falhas freqüentes.
- *Projeto de banco de dados móvel*: O problema de resolução de nome global para tratar as consultas é composto por causa da mobilidade e dos desligamentos freqüentes. O projeto de banco de dados móvel precisa considerar muitas questões de gerenciamento de *metadados* — por exemplo, a constante atualização da informação de localização.
- *Serviço baseado na localização*: Conforme os clientes se movem, a informação dependente da localização no *cache* pode se tornar velha. As técnicas de despejo (*eviction*) são importantes nesse caso. Além disso, atualizar freqüentemente as consultas dependentes de localização, e então aplicar essas consultas (espaciais) para atualizar (*refresh*) o *cache*, apresenta um problema.
- *Divisão do trabalho*: Certas características do ambiente móvel forçam uma mudança na divisão de trabalho no processamento de consultas. Em alguns casos, o cliente precisa funcionar independentemente do servidor. Entretanto, quais são as conseqüências da permissão de acesso totalmente independente aos dados replicados? O relacionamento entre as responsabilidades do cliente e as suas conseqüências ainda precisam ser desenvolvidas.
- *Segurança*: Os dados móveis são menos seguros que os que são deixados em uma localização fixa. As técnicas formais para gerenciamento e autorização de acesso a dados críticos se tornam mais importantes nesse ambiente. Os dados também são mais voláteis, e as técnicas precisam ser capazes de compensar sua perda.

29.1.4 Aplicação: Bancos de Dados Sincronizados de Maneira Intermitente

Um cenário de computação móvel vai rapidamente se tornando comum conforme as pessoas desenvolvam seu trabalho longe de seus escritórios e casas e executem uma ampla faixa de atividades e funções: todos os tipos de vendas, particularmente na indústria farmacêutica, bens de consumo e peças industriais; execuções legais; consultoria e planejamento financeiro e de seguros; atividades de administração de bens imóveis ou de propriedades; serviços de mensageiro (*courier*) e de transporte, e assim por diante. Nessas aplicações, um servidor ou um grupo de servidores gerencia o banco de dados central, e os clientes carregam *laptops* ou *palmtops* com um software SGBD residente para fazer atividade de transação 'local' na maior parte do tempo. Os clientes se conectam por uma rede ou por uma conexão discada (ou, possivelmente, até mesmo pela Internet) ao servi-

dor, tipicamente em uma sessão curta — digamos, de 30 a 60 minutos. Eles enviam suas atualizações para o servidor, e o servidor precisa, por sua vez, dar-lhes entrada em seu banco de dados central, que precisa manter os dados em dia e preparar cópias adequadas para todos os clientes do sistema. Assim, sempre que os clientes se conectam — por um processo conhecido na indústria como *sincronização* de um cliente com um servidor —, recebem um lote de atualizações para ser instalado em seus bancos de dados locais. A característica principal desse cenário é que os clientes estão desconectados na maior parte do tempo; o servidor não é necessariamente capaz de localizá-los. Esse ambiente tem problemas semelhantes aos dos bancos de dados distribuídos e cliente/servidor, e alguns dos bancos de dados móveis, mas apresentam diversos problemas de pesquisa adicionais para investigação. Referimo-nos a esse ambiente como **Ambiente de Bancos de Dados Sincronizados de Maneira Intermitente** (ISDBE — *Intermittently Synchronized Database Environment*), e aos bancos de dados correspondentes, como Bancos de Dados Sincronizados de Maneira Intermitente (ISDBs — Intermittently Synchronized Databases).

Juntas, as seguintes características dos ISDBs os tornam *distintos* dos bancos de dados móveis que discutimos até aqui:

1. Um cliente se conecta ao servidor quando desejar trocar atualizações. Essa comunicação pode ser *unicast* — comunicação um para um entre o servidor e o cliente — ou *multicast* — um remetente ou um servidor pode periodicamente se comunicar com um conjunto de destinatários ou pode atualizar um grupo de clientes.
2. Um servidor não pode se conectar a um cliente por sua vontade.
3. As questões de conexões de clientes sem fios contra as conexões de clientes com fios e de conservação de energia geralmente não são materiais.
4. Um cliente é livre para gerenciar seus próprios dados e transações enquanto estiver desconectado. Ele também pode executar até certo ponto sua própria recuperação.
5. Um cliente possui múltiplas maneiras de se conectar a um servidor e, no caso de muitos servidores, pode escolher um servidor em particular para se conectar baseado na proximidade, nos nodos de comunicação disponíveis, nos recursos disponíveis etc.

Por causa de tais diferenças, há uma necessidade de tratar vários problemas relacionados aos ISDBs que são diferentes dos que tipicamente envolvem os sistemas de banco de dados móveis. Esses problemas incluem o projeto de servidor de banco de dados para bancos de dados servidores, o gerenciamento da consistência e da sincronização entre cliente e bancos de dados servidores, o processamento de transações e de atualizações, o uso eficiente da largura de banda do servidor e a obtenção da escalabilidade nos ambientes ISDB.

29.1.5 Bibliografia Selecionada para Bancos de Dados Móveis

Houve uma onda súbita de interesse em computação móvel, e a pesquisa em bancos de dados móveis teve crescimento significativo durante os últimos cinco a seis anos. A edição de junho de 1995 da revista *Byte* discutiu muitos aspectos da computação móvel. Entre os livros escritos sobre o assunto, Dhawan (1997) é uma fonte excelente sobre computação móvel. As redes sem fios e o futuro delas são discutidos em Holtzman e Goodman (1993). Imielinski e Badrinath (1994) fornecem um bom levantamento das questões de bancos de dados móveis e também discutem em Imielinski e Badrinath (1992) a alocação de dados e *metadados* em uma arquitetura móvel. Dunham e Helal (1995) discutem os problemas de processamento de consultas, distribuição de dados e gerenciamento de transações em bancos de dados móveis. Foreman e Zahorjan (1994) descrevem as capacidades e os problemas da computação móvel e elaboram um argumento convincente em favor dela como uma solução viável para muitas aplicações de sistemas de informação no futuro. Pitoura e Samaras (1998) descrevem todos os aspectos dos problemas e das soluções de bancos de dados móveis. Chrysanthis (1993) descreve um modelo de transação que é projetado para operar em um ambiente com clientes móveis. Em particular, esse modelo possibilita que um cliente compartilhe a carga de processamento de transação com *proxies* para facilitar a mobilidade. Bertino *et al.* (1998) discutem as abordagens para tolerância a falhas e recuperação em bancos de dados móveis. Acharya *et al.* (1995) consideram as programações de difusão que minimizam a latência média de consultas e exploram o impacto de tais programações nas estratégias ótimas de operar o *cache* em clientes. Milojicic *et al.* (2002) apresentam um tutorial sobre computação ponto-a-ponto. Corson e Macker (1999) é uma resposta ao relatório IETF (1999) que discute as questões de desempenho do protocolo de rede móvel *ad hoc*. A difusão (ou *push*) de dados, como um meio para aumentar ou reduzir a disseminação de informação para clientes, é vista em Yee *et al.* (2002). Chintalapati *et al.* (1997) fornecem um algoritmo adaptativo de gerenciamento de localização. Jensen *et al.* (2001) discutem as questões de gerenciamento de dados conforme eles façam parte de serviços baseados na localização. Wolfson (2001) descreve uma maneira nova de modelar eficientemente a mobilidade de objetos, por meio da descrição da posição, utilizando trajetórias em vez de pontos. Para uma discussão inicial sobre as questões da escalabilidade de ISDB e uma abordagem para a agregação de dados e o agrupamento de clientes, veja Mahajan *et al.* (1998). Algoritmos específicos de agregação

para agrupar dados no servidor em aplicações ISDB são descritos em Yee *et al.* (2001). Gray *et al.* (1993) discutem os conflitos de atualização em ISDB e as técnicas de resolução sob várias arquiteturas de ISDB. Breibart *et al.* (1999) discutem em mais detalhes os algoritmos de sincronização defasada para dados replicados.

29.2 BANCOS DE DADOS DE MULTIMÍDIA

Espera-se que nos próximos anos sistemas de informação multimídia dominem nossa vida diária. Nossas casas possuirão cabeamento com largura de banda para tratar aplicações de multimídia interativas. Nossas estações de trabalho do tipo TV/computador de alta definição terão acesso a um grande número de bancos de dados, incluindo bibliotecas digitais, bancos de dados de imagem e vídeo, que distribuirão vastas quantidades de conteúdo multimídia de múltiplas fontes.

29.2.1 A Natureza dos Dados e das Aplicações Multimídia

Na Seção 24.3 discutimos as questões avançadas de modelagem relacionadas a dados multimídia. Examinamos também o processamento de múltiplos tipos de dados no Capítulo 22 no contexto de SGBDs relacionais orientados por objeto (SGBDROOs). Constantemente têm aumentado os tipos de dados aos quais os SGBDs dão suporte. Hoje os seguintes tipos de dados multimídia estão disponíveis nos sistemas atuais:

- *Texto*: Pode ser formatado ou não-formatado. Para facilitar a análise sintática de documentos estruturados, padrões, como o SGML, e variações, como o HTML, estão sendo usados.
- *Gráficos*: Exemplos incluem desenhos e ilustrações que são codificados usando alguns padrões descritivos (por exemplo, CGM, PICT, *postscript*).
- *Imagens*: Inclui desenhos, fotografias etc., codificadas em formatos padronizados como bitmap, JPEG e MPEG. A compressão é construída em JPEG e MPEG. Essas imagens não são subdivididas em componentes. Por isso, consultá-las a partir do conteúdo (por exemplo, encontrar todas as imagens que contêm círculos) não é trivial.
- *Animações*: Seqüências temporais de dados de imagem ou gráficos.
- *Vídeo*: Um conjunto de dados fotográficos seqüenciais de maneira temporal para apresentação segundo taxas específicas — por exemplo, 30 quadros por segundo.
- *Áudio estruturado*: Uma seqüência de componentes de áudio que são constituídos de nota, tom, duração etc.
- *Áudio*: Dados amostrais gerados a partir de gravações aurais em uma cadeia de bits em formato digital. As gravações analógicas são tipicamente convertidas em formato digital antes do armazenamento.
- *Dados multimídia compostos ou misturados*: Uma combinação de tipos de dados multimídia, como áudio e vídeo, que podem ser fisicamente misturados para se obter um novo formato de armazenamento ou podem ser logicamente misturados enquanto retêm tipos e formatos originais. Os dados compostos também contêm informação adicional de controle que descreve como a informação deve ser interpretada.

Natureza das Aplicações Multimídia. Dados multimídia podem ser armazenados, entregues e utilizados de muitos modos diferentes. As aplicações podem ser categorizadas baseando-se nas características de gerenciamento de seus dados conforme segue:

- *Aplicações de repositório*: Uma grande quantidade de dados multimídia, assim como *metadados*, são armazenados para propósitos de recuperação por consultas. Um repositório central que contém dados multimídia pode ser mantido por um SGBD e pode ser organizado em uma hierarquia de níveis de armazenamento — discos locais, discos terciários e fitas, discos ópticos, e assim por diante. Como exemplos, incluem-se os repositórios de imagens de satélite, desenhos e projetos de engenharia, fotografias espaciais e radiografias obtidas por escâner.
- *Aplicações de apresentação*: Um grande número de aplicações envolve a entrega de dados multimídia sujeita a restrições temporais. Dados de áudio e vídeo são entregues desse modo; nessas aplicações, as condições ótimas de visualização e de audição exigem que o SGBD entregue os dados a certas taxas oferecendo 'qualidade de serviço' acima de certo limiar. Os dados são consumidos conforme são entregues, diferentemente das aplicações de repositório, nas quais podem ser processados posteriormente (por exemplo, correio eletrônico multimídia). A simples visualização multimídia de dados de vídeos, por exemplo, exige que um sistema simule funcionalidade similar a de um videocassete. Apresentações multimídia complexas e interativas envolvem uma condução orquestrada para controlar a ordem de recuperação dos componentes em uma série ou em paralelo. Os ambientes interativos precisam dar suporte às capacidades, como análise de edição em tempo real ou edição comentada de dados de vídeo e áudio.

- *Trabalho colaborativo utilizando informação multimídia*: Esta é uma categoria nova de aplicações na qual os engenheiros podem executar uma tarefa complexa de projeto fundindo desenhos, ajustando sujeitos às restrições do projeto e gerando nova documentação, alterando notificações etc. As redes inteligentes de assistência médica, assim como as de telemedicina, envolverão doutores que colaboram entre si e analisam os dados multimídia de pacientes e a informação, em tempo real, conforme são gerados.

Todas essas áreas de aplicação apresentam desafios muito importantes para o projeto de sistemas de bancos de dados multimídia.

29.2.2 Questões de Gerenciamento de Dados

As aplicações multimídia que lidam com milhares de imagens, documentos, segmentos de áudio e de vídeo e dados de textos livres dependem de maneira crítica da modelagem adequada da estrutura e do conteúdo dos dados, e depois do projeto de esquemas de bancos de dados adequados para armazenar e recuperar informação multimídia. Sistemas de informação multimídia são muito complexos e englobam um grande conjunto de questões, inclusive as seguintes:

- *Modelagem*: Essa área tem o potencial para a aplicação de técnicas de bancos de dados *versus* as técnicas de recuperação de informação para o problema. Existem problemas de tratamento de objetos complexos (Capítulo 20) compostos de uma ampla faixa de tipos de dados: numérico, texto, gráfico (imagem gerada por computador), imagem gráfica animada, fluxo de áudio e seqüência de vídeo. Os documentos constituem uma área especializada e merecem consideração especial.
- *Projeto*: O projeto conceitual, lógico, e físico de bancos de dados multimídia não têm sido tratados completamente, e permanece uma área de pesquisa ativa. O processo de projeto pode ser baseado na metodologia geral descrita no Capítulo 12, porém, as questões de desempenho e de sintonização em cada nível são muito mais complexas.
- *Armazenamento*: O armazenamento de dados multimídia em dispositivos padronizados do tipo disco apresenta problemas de representação, compressão, mapeamento de hierarquias de dispositivos, arquivamento e *buffering* durante as operações de entrada/saída. A aderência a padrões como JPEG ou MPEG é uma maneira com que a maioria dos fornecedores de produtos de multimídia provavelmente irá lidar com esta questão. Em SGBDs, uma facilidade 'BLOB' (*Binary Large Object* — Objeto Binário Grande) permite que bitmaps sem tipos definidos sejam armazenados e recuperados. Para lidar com a sincronização e a compressão/descompressão, será necessário software padronizado, e isso se reunirá aos problemas de indexação, que ainda estão no domínio de pesquisa.
- *Consultas e recuperação*: A maneira 'banco de dados' de recuperar informação está baseada em linguagens de consulta e em estruturas internas de índice. A maneira 'recuperação de informação' confia estritamente em palavras-chave ou em índices de termos predefinidos. Para imagens, dados de vídeos e dados de áudio, isso abre muitas questões, entre elas, a formulação eficiente de consultas, a execução e a otimização de consultas. As técnicas padronizadas de otimização que discutimos no Capítulo 16 precisam ser modificadas para funcionarem com tipos de dados multimídia.
- *Desempenho*: Para as aplicações multimídia que envolvem apenas documentos e texto, as restrições de desempenho são determinadas subjetivamente pelo usuário. Para aplicações que envolvem a reprodução de vídeo ou a sincronização de áudio-vídeo, as limitações físicas predominam. Por exemplo, o vídeo deve ser entregue a uma taxa fixa de 60 quadros por segundo. As técnicas de otimização de consultas podem calcular o tempo de resposta esperado antes de avaliar a consulta. O uso de processamento paralelo de dados pode aliviar alguns problemas, mas tais esforços estão atualmente sujeitos a experimentação adicional.

Essas questões têm feito surgir uma variedade de problemas de pesquisa em aberto. Agora, nos dedicaremos a alguns problemas representativos.

29.2.3 Problemas de Pesquisa em Aberto

A Perspectiva de Recuperação de Informação em Consultas a Bancos de Dados de Multimídia. A modelagem de conteúdo de dados não tem sido uma característica em modelos e sistemas de bancos de dados porque os dados possuem uma estrutura rígida, e o significado de uma instância de dado pode ser deduzido a partir do esquema. Diferentemente, a recuperação de informação (RI) está principalmente preocupada com a modelagem do conteúdo de documentos de texto (pelo uso de palavras-chave, índices de frases, redes semânticas, freqüências de palavras, codificação *soundex* etc.) para a qual a estrutura é geralmente negligenciada. Pela modelagem do conteúdo, o sistema pode determinar se um documento é relevante para uma

consulta examinando os descritores de conteúdo do documento. Considere, por exemplo, o relatório da reivindicação de seguro de acidente de uma seguradora como um objeto multimídia: ele inclui imagens do acidente, formulários estruturados de seguro, gravações de áudio das partes envolvidas no acidente, o relatório de texto do representante da seguradora e outras informações. Qual modelo de dados deveria ser usado para representar informações multimídia como estas? Como as consultas deveriam ser formuladas a respeito desses dados? Assim, a execução eficiente se torna uma questão complexa, e a heterogeneidade semântica e a complexidade representacional da informação multimídia fazem surgir muitos problemas novos.

Requisitos da Modelagem e Recuperação de Dados Multimídia/Hipermídia. Para capturar o poder expressivo completo da modelagem de dados multimídia, o sistema deveria possuir uma construção genérica que permitisse ao usuário especificar *links* entre quaisquer dois nodos arbitrários. Os ***links* hipermídia**, ou *hiperlinks*, possuem várias características diferentes:

- Os *links* podem ser especificados com ou sem informações associadas, e eles podem possuir grandes descrições associadas a eles.
- Os *links* podem começar a partir de um ponto específico dentro de um nodo ou a partir do nodo inteiro.
- Os *links* podem ser direcionais ou não-direcionais quando eles podem ser percorridos em qualquer direção.

A capacidade de *links* do modelo de dados deveria levar em consideração todas essas variações. Quando a recuperação de dados multimídia baseada em conteúdo for necessária, o mecanismo de consulta deveria ter acesso aos *links* e às informações associadas aos *links*. O sistema deveria proporcionar facilidades para a definição de visões sobre todos os *links* — privados e públicos. Informação contextual valiosa pode ser obtida a partir da informação estrutural. Os *links* hipermídia gerados automaticamente não revelam nada de novo sobre os dois nodos, e diferentemente dos *links* hipermídia gerados manualmente, teriam um significado diferente. As facilidades para a criação e utilização de tais *links*, assim como o desenvolvimento e o uso de linguagens de consultas de navegação para utilizar os *links*, são características importantes de qualquer sistema para permitir o uso eficaz de informação multimídia. Essa área é importante para bancos de dados que possuem *links* uns com outros em WWW.

A World Wide Web apresenta uma oportunidade para acessar uma vasta quantidade de informação por meio de um vetor de bancos de dados não estruturados e estruturados que possuem *links* uns para os outros. O sucesso e o crescimento fenomenais da web tornaram o problema de encontrar, acessar e manter essa informação extremamente desafiador. Durante os últimos anos diversos projetos estão tentando definir *frameworks* e linguagens que nos permitirão definir o conteúdo semântico da web que será possível ser processado por máquinas. O esforço é conhecido coletivamente pelo termo **web semântica**. O RDF (*resource description framework — framework* de descrição de recurso), o XHTML (*Extensible Hypertext Markup Language* — Linguagem Extensível de Marcação de Hipertexto), o DAML (*DARPA Agent Markup Language* — Linguagem de Marcação Agente DARPA) e o OIL (*Ontology Inference Layer* — Camada de Inferência de Ontologia) estão entre alguns de seus principais componentes.[4] Detalhes adicionais estão fora do escopo de nossa discussão.

Indexação de Imagens. Há duas abordagens para a indexação de imagens: (1) identificação de objetos automaticamente por meio de técnicas de processamento de imagem e (2) atribuição de índices de termos e de frases por meio da indexação manual. Um problema importante na utilização de técnicas de processamento de imagens para indexar figuras está relacionado à escalabilidade. O estado da-arte-atual permite a indexação apenas de padrões simples em imagens. A complexidade aumenta com o número de características reconhecíveis. Um outro problema importante está relacionado à complexidade da consulta. Regras e mecanismos de inferência podem ser usados para derivar fatos de nível mais alto a partir de características simples das imagens. De maneira similar, a abstração pode ser utilizada para capturar conceitos que não são possíveis de definir simplesmente em termos de um conjunto de pares <atributo, valor>. Isso possibilita consultas de alto nível, como "encontre os prédios de hotéis que possuem *foyers* abertos e que possibilitam máxima claridade solar na área de recepção" em uma aplicação de arquitetura.

A abordagem de recuperação de informação para indexação de imagem está baseada em um dos três esquemas de indexação:

- *Sistemas classificatórios*: Classificam as imagens hierarquicamente em categorias predeterminadas. Nessa abordagem, o indexador e o usuário devem ter bom conhecimento das categorias disponíveis. Detalhes mais finos de uma imagem complexa e relacionamentos entre os objetos em uma imagem não podem ser capturados.
- *Sistemas baseados em palavras-chave*: Utilizam um vocabulário de indexação similar ao que é usado na indexação de documentos textuais. Fatos simples representados na imagem (como 'região coberta de neve') e fatos derivados como

4 Veja em Fensel (2000) uma visão geral desses termos.

resultado da interpretação de alto nível feita por humanos (como neve permanente, nevada recente e neve polar) podem ser capturados.
- *Sistemas de relacionamento entidade-atributo*: Todos os objetos no quadro e os relacionamentos entre os objetos e os atributos dos objetos são identificados.

No caso de documentos de texto, um indexador pode escolher as palavras-chave a partir de um grupo de palavras disponíveis no documento a ser indexado. Isso não é possível no caso de dados visuais e de vídeo.

Problemas na Recuperação de Texto. A recuperação de texto sempre tem sido a característica-chave em aplicações empresariais e em sistemas de biblioteca e, embora muito trabalho tenha sido desenvolvido em alguns dos problemas listados a seguir, permanece uma necessidade emergente de melhoria, especialmente relativa às seguintes questões:

1. *Indexação de frase*: Melhorias significativas podem ser percebidas se os descritores de frase (em vez de termos de índice de palavra única) forem atribuídos aos documentos e usados nas consultas, desde que esses descritores sejam bons indicadores do conteúdo do documento e da necessidade de informação.
2. *Uso de* thesaurus *(enciclopédia)*: Uma razão para o fraco retorno dos sistemas atuais é que o vocabulário do usuário difere do vocabulário utilizado para indexar os documentos. Uma solução é utilizar um *thesaurus* para expandir a consulta do usuário com termos relacionados. Então o problema se torna encontrar um *thesaurus* para o domínio de interesse. Um outro recurso nesse contexto são as **ontologias**. Uma ontologia necessariamente acarreta ou incorpora algum tipo de visão mundial a respeito de um determinado domínio. A visão mundial é freqüentemente concebida como um conjunto de conceitos (por exemplo, entidades, atributos, processo), suas definições e seus inter-relacionamentos que descrevem um mundo-alvo. Uma ontologia pode ser construída de dois modos, dependente do domínio ou genérica. O propósito das ontologias genéricas é fazer um *framework* genérico para todas (ou a maioria das) as categorias encontradas pela existência humana. Uma variedade de ontologias de domínio, como a ontologia de genes (Seção 29.4) ou a ontologia para componentes eletrônicos, tem sido construída.[5]
3. *Resolução de ambigüidade*: Uma das razões para a baixa precisão (a proporção do número de itens relevantes recuperados em relação ao número total de itens recuperados) em sistemas de recuperação de informação de texto é que as palavras possuem múltiplos significados. Uma maneira de resolver a ambigüidade é utilizar um dicionário ou uma ontologia on-line; uma outra é comparar os contextos nos quais as duas palavras ocorrem.

Nas três primeiras décadas do desenvolvimento de SGBD — aproximadamente entre 1965 e 1995 — o foco principal estava no gerenciamento de principalmente dados numéricos empresariais e industriais. Nas próximas décadas, a informação textual não numérica provavelmente dominará o conteúdo dos bancos de dados. O problema de recuperação de texto está se tornando muito relevante no contexto de documentos HTML e XML. Atualmente a web contém muitos bilhões dessas páginas. Os mecanismos de buscas encontram documentos relevantes a partir de listas de palavras que é um caso de consulta em linguagem natural com formulário livre. A obtenção do resultado correto que satisfaça ambas as exigências de precisão (porcentagem dos documentos recuperados que são relevantes) e de retorno (porcentagem do total de documentos relevantes que são recuperados), que são métricas padronizadas na recuperação de informação, permanece um desafio. Como conseqüência, uma variedade de funcionalidades que envolvem comparação, conceituação, entendimento, indexação e resumo de documentos será acrescentada aos SGBDs. Os sistemas de informação multimídia prometem ocasionar uma junção de disciplinas que historicamente têm sido áreas separadas: recuperação de informação e gerenciamento de banco de dados.

29.2.4 Aplicações de Banco de Dados de Multimídia

Pode-se esperar que aplicações de grande volume de bancos de dados de multimídia compreendam um grande número de disciplinas e aumentem as capacidades existentes. Algumas aplicações importantes estarão envolvidas:

- *Gerenciamento de documentos e de registros*: Um grande número de ramos de atividades e de empresas mantém registros muito detalhados e uma variedade de documentos. Os dados podem incluir projetos de engenharia e dados de produção, registros médicos de pacientes, material de publicação e registros de reivindicações de seguro.
- *Disseminação de conhecimento*: O modo multimídia, um meio muito eficaz de disseminação de conhecimento, abrangerá um crescimento fenomenal em livros, catálogos, manuais, enciclopédias e repositórios de informação eletrônicos sobre muitos assuntos.

---

5 Uma boa discussão sobre ontologias é apresentada em Uschold e Gruninger (1996).

- *Educação e treinamento:* Materiais pedagógicos para diferentes públicos — desde estudantes de jardim-de-infância a operadores de equipamentos até profissionais — podem ser projetados a partir de fontes de multimídia. Espera-se que as bibliotecas digitais tenham importante influência na maneira como os futuros estudantes e pesquisadores, bem como outros usuários, acessarão vastos repositórios de material educacional.
- *Marketing, propaganda, vendas a varejo, entretenimento e viagens:* Virtualmente não há nenhum limite para o uso de informação multimídia nessas aplicações — desde apresentações eficazes de vendas até excursões virtuais por cidades e galerias de arte. A indústria cinematográfica já tem demonstrado o poder dos efeitos especiais na criação de animações e de animais projetados artificialmente, de alienígenas e de efeitos especiais. O uso de objetos pré-projetados armazenados em bancos de dados de multimídia ampliará o alcance dessas aplicações.
- *Controle e monitoração em tempo real:* Junto com a tecnologia de banco de dados ativo (Capítulo 24), a apresentação multimídia de informação pode ser um meio muito eficaz para a monitoração e o controle de tarefas complexas, como operações industriais, usinas de energia nuclear, pacientes em unidades de terapia intensiva e sistemas de transporte.

Sistemas Comerciais para o Gerenciamento de Informação Multimídia. Não existem SGBDs projetados exclusivamente para o propósito de gerenciar dados multimídia e, portanto, não há nenhum que possua o conjunto de funcionalidades exigidas para dar suporte completamente a todas as aplicações de gerenciamento de informação multimídia que discutimos aqui. Entretanto, atualmente diversos SGDBs dão suporte a tipos de dados multimídia; entre estes se incluem o Informix Dynamic Server, o banco de dados DB2 Universal (UDB) da IBM, as versões 9 e 10 do Oracle, o CA-JASMINE, o Sybase e o ODB II. Todos estes SGBDs dão suporte a objetos, que são essenciais para modelar uma variedade de objetos multimídia complexos. Um problema importante relativo a esses sistemas é que as '*blades*, *cartridges* e *extenders*' para a manipulação de dados multimídia são projetadas em uma maneira muito *ad hoc*. A funcionalidade é proporcionada sem muita atenção aparente para a escalabilidade e para o desempenho. Existem produtos disponíveis que operam em modo *stand-alone* ou em conjunto com os sistemas de outros fornecedores para possibilitar a recuperação de dados de imagem pelo conteúdo. Entre eles se incluem o Virage, o Excalibur e o QBIC da IBM. As operações sobre multimídia precisam ser padronizadas. O MPEG-7 e os outros padrões estão tratando de algumas dessas questões.

29.2.5 Bibliografia Selecionada sobre Bancos de Dados de Multimídia

O gerenciamento de bancos de dados de multimídia está se tornando uma área muito intensamente pesquisada, com vários projetos industriais a caminho. Grosky (1994, 1997) oferece dois excelentes tutoriais sobre o tópico. Pazandak e Srivastava (1995) fornecem uma avaliação dos sistemas de banco de dados com relação aos requisitos de bancos de dados de multimídia. Grosky *et al.* (1997) contêm contribuições de artigos, inclusive um levantamento sobre indexação e recuperação baseados em conteúdo de Jagadish (1997). Faloutsos *et al.* (1994) também discutem um sistema para a consulta de imagem por meio do conteúdo. Li *et al.* (1998) apresentam a modelagem de imagem na qual uma imagem é vista como um objeto estruturado hierárquico complexo com ambas as propriedades, semânticas e visuais. Nwosu *et al.* (1996) e Subramanian e Jajodia (1997) escreveram livros sobre o assunto. Lassila (1998) discute a necessidade de *metadados* para acessar informação multimídia na web; o esforço de web semântica é resumido em Fensel (2000). Khan (2000) fez uma dissertação sobre a recuperação de informação baseada em ontologia. Uschold e Gruninger (1996) é uma boa fonte sobre ontologias. Corcho *et al.* (2003) comparam as linguagens de ontologia e discutem metodologias para construir ontologias. A análise, a indexação e a filtragem de conteúdo multimídia são discutidas em Dimitrova (1999). Um levantamento sobre recuperação de multimídia baseada em conteúdo é dado em Yoshitaka e Ichikawa (1999). As seguintes referências WWW podem ser consultadas para informação adicional:

CA — JASMINE (SGBDO Multimídia): *http://www.cai.com/products/jasmine.htm*
Excalibur Technologies: *http://www.excalib.com*
Virage, Inc (Recuperação de imagem baseada em conteúdo): *http://www.virage.com*
Produto QBIC da IBM (*Query by Image Content* — Consulta pelo Conteúdo de Imagem): *http://www.qbic.almaden.ibm.com*

29.3 Sistemas de Informação Geográfica

Os **sistemas de informação geográfica** (GIS) são utilizados para coletar, modelar, armazenar e analisar informações que descrevem propriedades físicas do mundo geográfico. O escopo do GIS abrange amplamente dois tipos de dados: (1) dados espa-

ciais, originados a partir de mapas, imagens digitais, fronteiras administrativas e políticas, estradas, redes de transporte; dados físicos, como rios, características do solo, regiões climáticas, elevações da Terra e (2) dados que não são espaciais, como dados socioeconômicos (como contagens de censo), dados econômicos e informações de vendas ou de marketing. O GIS é um domínio que está em rápido desenvolvimento e que oferece abordagens altamente inovadoras para satisfazer algumas demandas técnicas desafiadoras.

29.3.1 Aplicações de GIS

É possível dividir os GISs em três categorias: (1) aplicações cartográficas, (2) aplicações de modelagem digital de terrenos e (3) aplicações de objetos geográficos. A Figura 29.3 resume essas categorias.

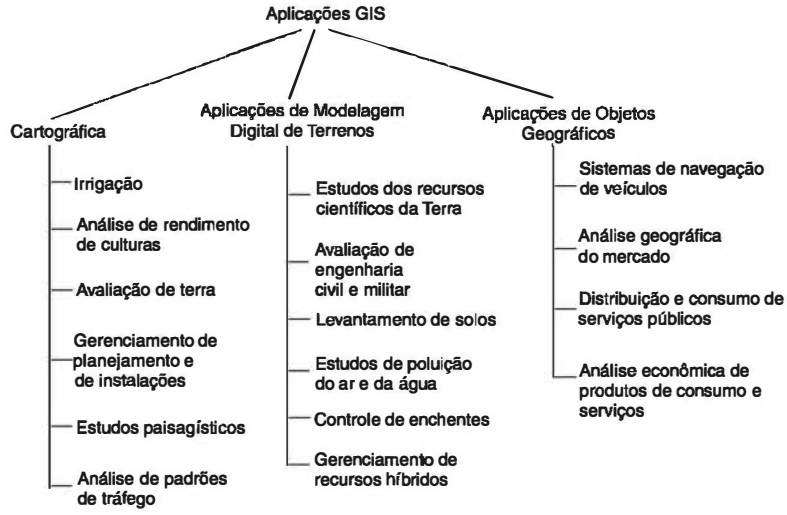


FIGURA 29.3 Possível classificação das aplicações GIS (adaptado de Adam e Gangopadhyay (1997)).

Em aplicações de modelagem cartográfica e de terreno, as variações em atributos espaciais são capturadas — por exemplo, características do solo, densidade de cultura e qualidade do ar. Em aplicações de objetos geográficos, os objetos de interesse são identificados a partir de um domínio físico — por exemplo, usinas elétricas, distritos eleitorais, lotes de propriedades, regiões de distribuição de produto e pontos de referência em cidades. Esses objetos estão relacionados a dados de aplicação relevantes — o que pode ser, para este exemplo específico, consumo de energia, padrões de voto, volumes de vendas de lotes, volume de vendas de produtos e densidade de tráfego.

As primeiras duas categorias de aplicações GIS requerem uma representação baseada em campos, enquanto a terceira categoria requer uma baseada em objetos. A abordagem cartográfica envolve funções especiais que podem incluir a sobreposição de camadas de mapas para combinar dados de atributos que permitirão, por exemplo, a medição de distâncias no espaço tridimensional e a reclassificação dos dados no mapa. A modelagem digital de terrenos requer uma representação digital de partes da superfície terrestre utilizando as elevações da Terra em pontos de amostra que são conectados para produzir um modelo de superfície como uma rede tridimensional (linhas em 3-D conectadas) mostrando a superfície do terreno. Isso requer funções de interpolação entre os pontos observados, bem como a visualização. Em aplicações geográficas baseadas em objeto, são necessárias funções espaciais adicionais para lidar com dados relacionados a estradas, dutos físicos, cabos de comunicação, linhas de transmissão de energia, e outros. Por exemplo, para uma determinada região, mapas comparativos podem ser usados para realizar a comparação em vários momentos no tempo a fim de mostrar as mudanças em certos dados, tais como localizações de estradas, cabos, prédios e fluxos.

29.3.2 Requisitos do Gerenciamento de Dados em GIS

Os requisitos funcionais das aplicações GIS anterior se traduzem nos seguintes requisitos de bancos de dados:

Modelagem e Representação de Dados. Os dados de GIS podem ser amplamente representados em dois formatos: (1) vetoriais e (2) *raster*. Os dados vetoriais representam objetos geométricos, como pontos, linhas e polígonos. Assim, um lago pode ser representado como um polígono, e um rio, por uma série de segmentos de linha. Os dados *raster* são caracterizados como um arranjo de pontos, no qual cada ponto representa o valor de um atributo para uma localização do mundo real. Informalmente, as imagens *raster* são arranjos *n*-dimensionais nos quais cada entrada é uma unidade da imagem e representa um atributo. As unidades bidimensionais são chamadas *pixels*, enquanto as unidades tridimensionais são chamadas *voxels*. Os dados tridimensionais de elevação são armazenados em um formato de **modelo digital de elevação** (DEM — *Digital Elevation Model*) baseado em *raster*. Um outro formato *raster* chamado **rede triangular irregular** (TIN — *Triangular Irregular Network*) é uma abordagem topológica baseada em dados vetoriais que modela superfícies conectando pontos de amostra, como, vértices de triângulos, e possui uma densidade de ponto que pode variar de acordo com a irregularidade do terreno. Os *grids* retangulares (ou matrizes de elevação) são estruturas de arranjos bidimensionais. Na **modelagem digital de terreno** (DTM — *Digital Terrain Modeling*), o modelo também pode ser usado substituindo a elevação por algum atributo de interesse, como a densidade populacional ou a temperatura do ar. Os dados de GIS freqüentemente incluem uma estrutura temporal além de uma estrutura espacial. Por exemplo, o fluxo do tráfego ou a velocidade média dos veículos no tráfego pode ser medido a cada 60 segundos em um conjunto de pontos em uma rede de estradas.

Análise dos Dados. Os dados de GIS podem ser submetidos a vários tipos de análise. Por exemplo, em aplicações como estudos da erosão do solo, estudos de impacto ambiental, ou simulações de escoamento hidrológico, os dados de DTM podem ser submetidos a vários tipos de **análises geomorfométricas** — como valores de declividade, *gradientes* (a taxa de variação de altitude), *aspecto* (a extensão da direção do gradiente), a *convexidade do perfil* (a taxa de variação do gradiente), a *convexidade do plano* (a convexidade dos contornos e de outros parâmetros). Quando os dados de GIS são usados em aplicações de apoio à decisão, eles podem ser submetidos a operações de agregação e de expansão utilizando data warehousing, conforme discutimos na Seção 28.3. Além disso, operações geométricas (calcular distâncias, áreas, volumes), operações topológicas (calcular sobreposições, interseções, caminhos mais curtos) e operações temporais (calcular consultas baseadas no interior de regiões ou baseadas em eventos) são envolvidas. A análise envolve várias das operações temporais e espaciais que foram discutidas no Capítulo 24.

Integração de Dados. Os GISs devem integrar ambos os dados vetoriais e *raster* de uma variedade de fontes. Às vezes, as arestas e as regiões são inferidas a partir de uma imagem *raster* para formar um modelo vetorial, ou de maneira oposta, imagens *raster*, tais como fotografias aéreas, são utilizadas para atualizar modelos vetoriais. Diversos sistemas de coordenadas, tal como o *Universal Transverse Mercator* (UTM — Projeção Transversa de Mercátor), latitude/longitude, e sistemas cadastrais locais são usados para identificar as localizações. Os dados originados a partir de diferentes sistemas de coordenadas requerem transformações adequadas. As principais fontes públicas de dados geográficos, inclusive os arquivos TIGER mantidos pelo Departamento de Comércio dos EUA, são utilizados como mapas de estradas por muitas ferramentas de desenho de mapas baseadas na web (por exemplo, *http://maps.yahoo.com*). Freqüentemente existem mapas de alta precisão e pobres em atributos que precisam ser fundidos (*merged*) com mapas de baixa precisão e ricos em atributos. Isso é feito por meio de um processo chamado de '*rubber-banding*', no qual o usuário define um conjunto de pontos de controle em ambos os mapas, e a transformação do mapa de baixa precisão é obtida por meio do alinhamento dos pontos de controle. Uma questão importante da integração é criar e manter a informação de atributo (como a qualidade do ar ou o fluxo de tráfego), que pode ser relacionada e integrada com a informação geográfica adequada, ao longo do tempo, conforme ambas evoluam.

Captura de Dados. O primeiro passo no desenvolvimento de um banco de dados espacial para modelagem cartográfica é capturar a informação geográfica bidimensional ou tridimensional em uma forma digital — um processo que às vezes é impedido pelas características do mapa-fonte, como resolução, tipo de projeção, escalas do mapa, licenciamento cartográfico, diversidade das técnicas de medida e diferenças de sistemas de coordenadas. Os dados espaciais também podem ser capturados a partir de sensores remotos em satélites, como o Landsat, o NORA e o *Advanced Very High Resolution Radiometer* (AVHRR), bem como o SPOT HRV (*High Resolution Visible Range Instrument*), que é livre de viés de interpretação e muito preciso. Para a modelagem digital de terreno, os métodos de captura de dados variam desde métodos manuais até métodos completamente automatizados. O levantamento de solos é a abordagem tradicional e a mais precisa, porém consome muito tempo. Outras técnicas incluem a amostragem fotogramétrica e a digitalização de documentos cartográficos.

29.3.3 Operações Específicas de Dados de GIS

As aplicações GIS são conduzidas a partir do uso de operadores especiais como os que seguem:

1. *Interpolação*: Esse processo deriva dados de elevação para pontos aos quais nenhuma amostra foi tomada. Ele inclui o cálculo em pontos únicos, o cálculo para um *grid* retangular ou ao longo de um contorno etc. A maioria dos métodos de interpolação está baseada na triangulação que usa o método TIN para interpolar elevações dentro do triângulo baseado nas elevações de seus vértices.
2. *Interpretação*: A modelagem digital de terreno envolve a interpretação de operações sobre dados do terreno, tais como edição, suavização, redução de detalhes e realce. Operações adicionais envolvem remendar (*patching*) ou unir (*zipping*) as bordas de triângulos (em dados TIN) e fundir (*merge*), que implica combinar modelos sobrepostos e solucionar conflitos entre dados de atributos. As conversões entre modelos de *grid*, modelos de contorno e dados TIN estão envolvidas na interpretação de terreno.
3. *Análise de proximidade*: Diversas classes de análise de proximidade incluem o cálculo de 'zonas de interesse' ao redor de objetos, como a determinação de um *buffer* ao redor de um carro em uma estrada. Os algoritmos de caminho mais curto que usam informação 2-D ou 3-D são uma classe importante de análise de proximidade.
4. *Processamento de imagem raster*: Esse processo pode ser dividido em duas categorias: (1) álgebra de mapas, que é utilizada para integrar características geográficas em camadas diferentes de mapa para produzir algebricamente novos mapas; e (2) análise de imagem digital, que lida com a análise de uma imagem digital para características como a descoberta de extremidades e a descoberta de objetos. As detectoras de estradas em uma imagem de satélite de uma cidade são exemplos dessa última.
5. *Análise de redes*: As redes ocorrem em GIS em muitos contextos que devem ser analisados e podem estar sujeitos a segmentações, *overlay* etc. Um *overlay* de rede se refere a um tipo de junção espacial na qual uma determinada rede — por exemplo, uma rede de auto-estradas — é unida a um banco de dados de pontos — por exemplo, as localizações de incidentes — para, nesse caso, produzir um perfil dos lugares nas estradas com alta taxa de incidentes.

Outras Funcionalidades de Banco de Dados. A funcionalidade de um banco de dados GIS também está sujeita a outras considerações.

- *Extensibilidade*: Exige-se que os GISs sejam extensíveis para acomodar uma variedade de aplicações constantemente em evolução e os correspondentes tipos de dados. Se um SGBD padrão for utilizado, ele deve permitir um conjunto fundamental de tipos de dados com uma preparação para definir tipos adicionais e métodos para esses tipos.
- *Controle de qualidade de dados*: Assim como em muitas outras aplicações, a qualidade dos dados da fonte é de suprema importância para proporcionar resultados precisos para as consultas. Esse problema é particularmente significativo no contexto de GIS por causa da variedade de dados, fontes e técnicas de medida envolvidas, e da absoluta precisão esperada pelos usuários das aplicações.

6. *Visualização*: Uma função crucial em GIS está relacionada à visualização — a apresentação gráfica da informação de terreno e a adequada representação dos atributos da aplicação para serem utilizados com ela. Entre as principais técnicas de visualização se incluem (1) a *definição de contorno* pelo uso de *isolinhas*, unidades espaciais de linhas ou de arcos com valores de atributos iguais; (2) o *sombreamento do relevo* (*hillshading*), um método de iluminação usado para a representação qualitativa de relevo utilizando intensidades de luz variadas para as facetas individuais do modelo do terreno; e (3) as *apresentações em perspectiva*, imagens tridimensionais de facetas do modelo do terreno utilizando métodos de projeção perspectiva da computação gráfica. Essas técnicas impõem que dados cartográficos e outros objetos tridimensionais de dados de terreno ofereçam reconstituições animadas de cenários, tais como aqueles de simulações de vôo e filmes animados.

Tais requisitos ilustram claramente que os SGBDRs ou os SGBDOOs padrões não satisfazem as necessidades especiais de GIS. É, portanto, necessário projetar sistemas que dão suporte às representações vetoriais e *raster*, e à funcionalidade espacial, bem como às características de SGBD exigidas. Um software GIS popular chamado de ARC-INFO, que *não* é um SGBD mas que integra a funcionalidade de SGBDR na parte INFO do sistema, é discutido brevemente na subseção que se segue. Mais sistemas provavelmente serão projetados no futuro para trabalhar com bancos de dados relacionais ou de objeto que irão conter algumas das informações espaciais e a maioria das informações não espaciais.

29.3.4 Um Exemplo de um Software GIS: ARC-INFO

ARC/INFO — um software GIS popular lançado em 1981 pelo *Environmental System Research Institute* (ESRI) — usa o modelo de nodo de arco para armazenar dados espaciais. Uma camada geográfica — chamada *cobertura* no ARC/INFO — consiste em três primitivas: (1) nodos (pontos), (2) arcos (similares a linhas) e (3) polígonos. O arco é o mais importante dos três e arma-

zena grande quantidade de informação topológica. Um arco tem um nodo de início e um nodo de fim (e, portanto, também possui direção). Além disso, os polígonos à esquerda e à direita do arco também são armazenados junto de cada arco. Como não há restrição quanto à forma do arco, pontos de forma que não possuem informação topológica também são armazenados junto de cada arco. Assim, o banco de dados administrado pelo SGBDR INFO consiste de três tabelas necessárias: (1) tabela de atributo de nodo (NAT — *Node Attribute Table*), (2) tabela de atributo de arco (AAT — *Arc Attribute Table*) e (3) tabela de atributo de polígono (PAT — *Polygon Attribute Table*). Informação adicional pode ser armazenada em tabelas separadas e pode participar de junções com quaisquer destas três tabelas.

O NAT contém um ID interno para o nodo, um ID especificado pelo usuário, as coordenadas do nodo e qualquer outra informação associada com aquele nodo (por exemplo, nomes das estradas que se interceptam no nodo). O AAT contém um ID interno para o arco, um ID especificado pelo usuário, o ID interno dos nodos de início e de fim, o ID interno dos polígonos à esquerda e à direita, uma série de coordenadas de pontos de forma (se existirem), o comprimento do arco e quaisquer outros dados associados ao arco (por exemplo, o nome da estrada que o arco representa). O PAT contém um ID interno para o polígono, um ID especificado pelo usuário, a área do polígono, o perímetro do polígono e quaisquer outros dados associados (por exemplo, nome do município que o polígono representa).

Consultas espaciais típicas estão relacionadas à adjacência, à pertinência e à conectividade. O modelo de nodo de arco possui informação suficiente para satisfazer todos os três tipos de consultas, mas o SGBDR não é idealmente adequado para esse tipo de consulta. Um exemplo simples destacará o número de vezes que um banco de dados relacional precisa ser consultado para extrair informação de adjacência. Suponha que estejamos tentando determinar se dois polígonos, A e B, são adjacentes um ao outro. Teríamos de olhar exaustivamente ao AAT inteiro para determinar se há uma aresta que tem A em um lado e B no outro. A procura não pode ser limitada às arestas de ambos os polígonos, uma vez que não armazenamos todos os arcos que compõem um polígono explicitamente no PAT. Armazenar todos os arcos no PAT seria redundante porque toda a informação já está lá no AAT.

O ESRI lançou o Arc/Storm (*Arc Store Manager* — Gerenciador de Armazenamento de Arco) que permite que múltiplos usuários usem o mesmo GIS, que lida com bancos de dados distribuídos, e que é integrado a outros SGBDRs comerciais como ORACLE, INFORMIX e SYBASE. Embora ofereça muitas vantagens de desempenho e funcionais sobre o ARC/INFO, ele é essencialmente um SGBDR embutido dentro de um GIS.

29.3.5 Problemas e Questões Futuras em GIS

GIS é uma área da aplicação de bancos de dados em expansão, refletindo uma explosão no número de usuários finais que utilizam mapas digitalizados, dados de terreno, imagens espaciais, dados do tempo e dados de apoio a informações de tráfego. Conseqüentemente, um número crescente de problemas relacionados às aplicações GIS tem sido gerado e precisarão ser resolvidos:

1. *Novas arquiteturas*: As aplicações de GIS necessitarão de uma nova arquitetura cliente-servidor que se beneficiará dos avanços existentes nas tecnologias de SGBDR e SGBDOO. Uma possível solução é separar dados espaciais dos dados não-espaciais e gerenciar os últimos inteiramente por um SGBD. Tal processo pede uma modelagem apropriada e a integração conforme ambos os tipos de dados evoluam. Fornecedores comerciais acham que é mais viável manter um número pequeno de bancos de dados independentes com um remessa automática de atualizações entre eles. Serão necessárias ferramentas apropriadas para a transferência de dados, gerenciamento de modificações e gerenciamento de *workflow*.
2. *Gerência de versões e abordagem de ciclo de vida de objeto*: Por causa das características geográficas constantemente em evolução, os GISs precisam manter dados cartográficos e de terreno elaborados — um problema de gerenciamento que poderia ser aliviado por meio da atualização incremental casada com os esquemas de autorização de atualização para níveis diferentes de usuários. Sob a abordagem de ciclo de vida de objeto, que cobre as atividades de criação, destruição e modificação de objetos, bem como a promoção de versões para objetos permanentes, um conjunto completo de métodos pode ser predefinido para controlar estas atividades em objetos de GIS.
3. *Padrões de dados*: Por causa da diversidade dos esquemas e dos modelos de representação, a formalização de padrões de transferência de dados é crucial para o sucesso de GIS. O comitê internacional de padronização (ISO TC211) e o comitê europeu de padrões (CEN TC278) estão agora no processo de debater as questões relevantes — entre elas, a conversão entre dados vetoriais e *raster* para um rápido desempenho de consultas.
4. *Estabelecendo correspondências entre aplicações e estruturas de dados*: Olhando novamente para a Figura 27.5, vemos que uma classificação de aplicações GIS está baseada na natureza e na organização dos dados. No futuro, os sistemas que cobrem uma ampla faixa de funções — de análise de mercado e utilidades até navegação de carros — irão precisar de dados orientados por fronteiras e funcionalidade. Por outro lado, aplicações em ciência ambiental, hidrologia

e agricultura necessitarão de mais dados orientados por área e de modelo do terreno. Não está claro que toda essa funcionalidade pode ter o suporte de um único GIS de propósito geral. As necessidades especializadas dos GISs exigirão que os SGBDs de propósito geral devam ser aperfeiçoados com tipos de dados e funcionalidade adicionais antes que possam dar suporte a aplicações GIS desenvolvidas.

5. *Falta de semântica nas estruturas de dados*: Isto é especialmente evidente em mapas. Informações como cruzamentos de superestradas e de estradas podem ser difíceis de se determinar baseando-se nos dados armazenados. Ruas de mão única também são difíceis de representar nos GISs atuais. Os sistemas CAD de transporte têm incorporado tal semântica em GIS.

29.3.6 Bibliografia Selecionada para GIS

Existem diversos livros escritos sobre GIS. Adam e Gangopadhyay (1997) e Laurini e Thompson (1992) concentram-se em problemas de gerenciamento de banco de dados e de informação em GIS. Kemp (1993) fornece uma visão geral de questões de GIS e de fontes de dados. Huxhold (1991) fornece uma introdução ao GIS Urban. Maguire *et al.* (1991) trazem uma coleção muito boa de artigos relacionados a GIS. Antenucci (1998) apresenta uma discussão das tecnologias de GIS. Shekhar e Chawla (2002) discutem questões e abordagens para o gerenciamento de dados espaciais que está no núcleo de todos os GISs. Demers (2002) é um outro livro recente sobre os fundamentos de GIS. Bossomaier e Green (2002) é uma cartilha sobre operações, linguagens, paradigmas de metadados e padrões de GIS. Peng e Tsou (2003) discutem GIS na Internet que inclui um conjunto de novas tecnologias emergentes intencionadas a tornar o GIS mais móvel, poderoso e flexível, assim como mais bem capacitado para compartilhar e comunicar informação geográfica. Os arquivos TIGER de dados de estradas dos Estados Unidos são gerenciados pelo Departamento de Comércio dos EUA (1993). O site na web da Laser-Scan (*http://www.lsl.co.uk/papers*) é uma boa fonte de informação.

O *Environmental System Research Institue* (ESRI) possui uma excelente biblioteca de livros sobre GIS para todos os níveis em *http://www.esri.com*. A terminologia de GIS é definida em *http://www.esri.com/library/glossary/glossary.html*. A universidade de Edinburgh mantém uma lista de recursos GIS na WWW em *http://www.geo.ed.ac.uk/home/giswww.html*.

29.4 Gerenciamento de Dados de Genoma

29.4.1 Ciências Biológicas e Genética

As ciências biológicas abrangem uma variedade enorme de informação. A ciência ambiental nos dá uma visão de como as espécies vivem e interagem em um mundo repleto de fenômenos naturais. A biologia e a ecologia estudam espécies em particular. A anatomia se concentra na estrutura global de um organismo, documentando os aspectos físicos dos corpos dos indivíduos. A medicina e a fisiologia tradicionais dividem o organismo em sistemas e tecidos, e se esforça para coletar informação sobre o funcionamento desses sistemas e do organismo como um todo. A histologia e a biologia celular se aprofundam nos níveis dos tecidos e de células, e fornecem conhecimento sobre a estrutura interna e a função das células. Essa riqueza de informação que tem sido gerada, classificada e armazenada durante séculos, apenas recentemente se tornou uma aplicação importante da tecnologia de banco de dados.

A **genética** emergiu como um campo ideal para a aplicação de tecnologia de informação. Em um sentido amplo, ela pode ser pensada como a construção de modelos baseados em informação sobre genes — que podem ser definidos como as unidades básicas da hereditariedade — e populações, e a busca de relacionamentos nessas informações. O estudo da genética pode ser dividido em três ramos: (1) genética mendeliana, (2) genética molecular e (3) genética de populações. A genética mendeliana é o estudo da transmissão de características entre gerações. A genética molecular é o estudo da estrutura química e da função dos genes no nível molecular. A genética de populações é o estudo de como a informação genética varia nas populações de organismos.

A genética molecular proporciona um olhar mais detalhado sobre a informação genética permitindo que os pesquisadores examinem a composição, a estrutura e a função dos genes. As origens da genética molecular podem ser remontadas a duas descobertas importantes. A primeira aconteceu em 1869, quando Friedrich Miescher descobriu a nucleína e seu componente primário, o ácido desoxirribonucleico (DNA). Em pesquisa subseqüente, foi descoberto que o DNA e uma combinação relacionada, o ácido ribonucleico (RNA), são compostos de nucleotídeos (um açúcar, um fosfato e uma base que se combinaram para formar o ácido nucleico) unidos em longos polímeros por meio do açúcar e do fosfato. A segunda descoberta foi a demonstração, em 1944, por Oswald Avery, de que o DNA é realmente a substância molecular que carrega a informação genética.

Assim, foi demonstrado que os genes são compostos de cadeias de ácidos nucleicos organizados linearmente nos cromossomos e que servem três funções primárias: (1) replicação da informação genética entre as gerações, (2) fornecimento de *blueprints* para a criação de polipeptídeos e (3) acúmulo de alterações — portanto, possibilitando que a evolução ocorra. Waston e Crick descobriram a estrutura de dupla-hélice do DNA em 1953, o que deu uma nova direção à pesquisa de genética molecular.[6] A descoberta do DNA e da sua estrutura é aclamada como provavelmente o trabalho biológico mais importante dos últimos cem anos, e o campo que ela abriu pode ser a fronteira científica para os próximos cem. Em 1962, Watson, Crick e Wilkins ganharam o Prêmio Nobel de fisiologia/medicina por causa desta grande descoberta.[7]

29.4.2 Características dos Dados Biológicos

Os dados biológicos exibem muitas características especiais que tornam o gerenciamento da informação biológica um problema particularmente desafiador. Assim, começaremos resumindo as características relacionadas à informação biológica, e enfocando um campo multidisciplinar, chamado **bioinformática**, que emergiu e que conta com programas de graduação agora em oferta em diversas universidades. A bioinformática trata do gerenciamento de informação genética com ênfase especial na análise da seqüência do DNA. Ela precisa ser ampliada para um escopo mais largo para controlar todos os tipos de informação biológica — sua modelagem, armazenamento, recuperação e gerenciamento. Além disso, as aplicações de bioinformática se estendem por projetos de alvos para drogas, estudos de mutações e doenças relacionadas, investigações antropológicas sobre padrões de migração de tribos, e tratamentos terapêuticos.

Característica 1: *Dados biológicos são altamente complexos quando comparados com a maioria dos outros domínios ou aplicações.* Portanto, as definições de tais dados devem ser capazes de representar uma complexa subestrutura de dados, assim como de relacionamentos e de assegurar que nenhuma informação seja perdida durante a modelagem dos dados biológicos. A estrutura de dados biológicos freqüentemente fornece um contexto adicional para a interpretação da informação. Os sistemas de informação biológica precisam ser capazes de representar qualquer nível de complexidade em qualquer esquema de dados, relacionamento, ou subestrutura de esquema — não apenas dados hierárquicos, binários, ou de tabelas. Por exemplo, o MITOMAP é um banco de dados que documenta o genoma mitocondrial humano.[8] Esse único genoma é um pedaço pequeno e circular de DNA que abrange informação sobre aproximadamente 16.569 bases de nucleotídeos; 52 *loci* que codificam o RNA mensageiro, RNA ribossômico e RNA de transferência; 1.000 variações de populações conhecidas; mais de 60 associações conhecidas de doenças; e um conjunto limitado de conhecimento sobre as interações moleculares complexas que produzem energia bioquímica via fosforilação oxidativa. Como era de esperar, seu gerenciamento tem encontrado um grande número de problemas; temos sido incapazes de utilizar os tradicionais SGBDR ou SGBDOO para capturar todos os aspectos dos dados.

Característica 2: *A quantidade e a faixa de variabilidade dos dados são altas.* Por isso, os sistemas biológicos devem ser flexíveis no tratamento de tipos de dados e valores. Com tal faixa larga de possíveis valores de dados, a colocação de restrições nos tipos de dados precisa ser limitada, uma vez que isso pode excluir os valores inesperados — por exemplo, valores discrepantes (*outlier*) — que são particularmente comuns no domínio biológico. A exclusão de tais valores resulta em uma perda de informação. Além disso, exceções freqüentes para as estruturas de dados biológicos podem exigir que alternativas de tipos de dados estejam disponíveis para um determinado fragmento dos dados.

Característica 3: *Os esquemas nos bancos de dados biológicos mudam a um passo rápido.* Por isso, para um fluxo de informação aperfeiçoado entre as gerações ou as versões de bancos de dados, a evolução do esquema e a migração de objetos de dados precisam ser suportadas. A habilidade para estender o esquema, uma ocorrência freqüente na configuração biológica, não tem suporte na maioria dos sistemas de banco de dados relacional e orientados por objeto. Os sistemas atuais, como o GenBank, relançam versões inteiras do banco de dados com novos esquemas uma ou duas vezes por ano, em vez de modificar o sistema de maneira incremental conforme as mudanças se tornem necessárias. Um banco de dados desse tipo, evolutivo, forneceria um mecanismo oportuno e ordenado para acompanhar as alterações em entidades de dados individuais nos bancos de dados biológicos ao longo do tempo. Esse tipo de rastreamento é importante para os pesquisadores biológicos serem capazes de acessar e reproduzir resultados anteriores.

Característica 4: *Representações dos mesmos dados por biólogos diferentes provavelmente serão diferentes (até mesmo quando usam o mesmo sistema).* Por isso, os mecanismos para o 'alinhamento' de esquemas biológicos diferentes ou de versões diferentes de esquemas deveriam ser suportados. Dada a complexidade dos dados biológicos, há uma multidão de maneiras de mode-

6 Veja *Nature*, 171:737, 1953.

7 *http://www.pbs.org/wgbh/aso/databank/entries/do53dn.html*

8 Detalhes do MITOMAP e da complexidade de suas informações podem ser vistos em Kogelnik *et al.* (1997, 1998) e em *http://www.mitomap.org.*

lar qualquer entidade determinada, com resultados que freqüentemente refletem o enfoque particular do cientista. Embora dois indivíduos possam produzir modelos de dados diferentes se solicitados a interpretar a mesma entidade, esses modelos provavelmente terão diversos pontos em comum. Em tais situações, seria útil aos pesquisadores biológicos serem capazes de executar consultas por esses pontos em comum. Por meio da ligação de elementos de dados em uma rede de esquemas, isso poderia ser obtido.

Característica 5: *A maioria dos usuários de dados biológicos não necessita de acesso de escrita no banco de dados; o acesso somente para leitura é adequado.* O acesso de escrita é limitado aos usuários privilegiados chamados *curadores*. Por exemplo, o banco de dados criado como parte do projeto MITOMAP possui em média mais de 15.000 usuários por mês na Internet. Existem menos que 20 submissões de não-curadores geradas no MITOMAP todos os meses. Em outras palavras, o número de usuários que requerem acesso de escrita é pequeno. Os usuários geram uma ampla variedade de padrões de acesso de leitura no banco de dados, mas esses padrões não são os mesmos daqueles vistos em bancos de dados relacionais tradicionais. Buscas *ad hoc* solicitadas pelos usuários demandam a indexação de combinações freqüentemente inesperadas de classes de instâncias de dados.

Característica 6: *A maioria dos biólogos provavelmente não possui nenhum conhecimento da estrutura interna do banco de dados ou sobre o projeto do esquema.* As interfaces dos bancos de dados biológicas deveriam exibir informação para os usuários de uma maneira que ela seja aplicável para o problema que eles estão tentando tratar e que reflita a estrutura subjacente dos dados. Os usuários biológicos normalmente sabem quais dados eles necessitam, mas não têm conhecimento técnico da estrutura de dados ou de como um SGBD representa os dados. Eles confiam em usuários técnicos para lhes proporcionar visões no banco de dados. Os esquemas relacionais falham em fornecer sugestões ou qualquer informação intuitiva para o usuário relacionados ao significado de seus esquemas. Em particular, as interfaces web freqüentemente fornecem interfaces de buscas pré-configuradas, que podem limitar o acesso ao banco de dados. Entretanto, se essas interfaces são geradas diretamente das estruturas de banco de dados, elas provavelmente irão produzir uma faixa de acesso possível mais ampla, embora não possam garantir a usabilidade.

Característica 7: *O contexto dos dados fornece um significado agregado para o seu uso em aplicações biológicas.* Por isso, o contexto precisa ser mantido e transmitido ao usuário quando for apropriado. Além disso, deveria ser possível integrar tantos contextos quanto possíveis para maximizar a interpretação de um valor de dado biológico. Os valores isolados são de menos uso em sistemas biológicos. Por exemplo, a seqüência de uma fita de DNA não é particularmente útil sem informação adicional que descreva a sua organização, o seu funcionamento etc. Um único nucleotídeo em uma fita de DNA, por exemplo, visto no contexto de fitas de DNA não causadoras de doenças, poderia ser visto como um elemento causador de anemia falciforme.

Característica 8: *A definição e a representação de consultas complexas são extremamente importantes para o biólogo.* Por isso, os sistemas biológicos precisam dar suporte a consultas complexas. Sem nenhum conhecimento da estrutura de dados (Característica 6), os usuários comuns não podem construir por conta própria uma consulta complexa através dos conjuntos de dados. Assim, para ser verdadeiramente útil, os sistemas precisam fornecer algumas ferramentas para a construção dessas consultas. Conforme mencionado previamente, muitos sistemas fornecem *templates* (modelos) predefinidos de consultas.

Característica 9: *Usuários de informação biológica freqüentemente requerem acesso a valores 'velhos' dos dados — particularmente quando estão verificando resultados previamente relatados.* Por isso, as mudanças nos valores de dados no banco de dados precisam ter o suporte de um sistema de arquivamento. Acesso a ambas as versões de um valor de dados, a mais recente versão e a anterior, é importante no domínio biológico. Constantemente, os pesquisadores querem examinar os dados mais atualizados, mas precisam ser também capazes de reconstruir um trabalho anterior e de reavaliar a informação anterior e a atual. Por conseguinte, os valores que estão prestes a ser atualizados em um banco de dados biológico não podem simplesmente ser descartados.

Todas essas características claramente apontam para o fato de que os SGBDs de hoje não suprem completamente os requisitos de dados biológicos complexos. Uma nova direção em sistemas de gerenciamento de bancos de dados é necessária.[9]

29.4.3 O Projeto Genoma Humano e os Bancos de Dados Biológicos Existentes

O termo *genoma* é definido como a informação genética total que pode ser obtida sobre uma entidade. Por exemplo, o **genoma humano** geralmente se refere ao conjunto completo de genes necessários para a criação de um ser humano — estimado em mais do que 30.000 genes esparramados por 23 pares de cromossomos, com uma estimativa de 3 a 4 bilhões de nucleotídeos. A meta do Projeto de Genoma Humano (HGP — *Human Genome Project*) tem sido obter a seqüência completa — a ordem das bases — desses nucleotídeos. Um rascunho grosseiro da seqüência inteira do genoma humano foi anunciado em junho de 2000, e o esforço de 13 anos terminou no ano 2003 com a conclusão da seqüência genética huma-

9 Veja Kogelnik *et al.* (1997, 1998) para detalhes adicionais.

na. De maneira isolada, a seqüência de DNA humano não é particularmente útil. Entretanto, a seqüência pode ser combinada com outros dados e ser utilizada como uma ferramenta poderosa para ajudar a tratar questões de genética, bioquímica, medicina, antropologia e agricultura. Nos bancos de dados de genoma existentes, o enfoque tem sido o de 'colecionar' (ou coletar com algum exame minucioso inicial e com verificação da qualidade) e classificar a informação sobre os dados da seqüência do genoma. Além do genoma humano, numerosos organismos como *E.coli*, *Drosophila* e *C.elegans* têm sido investigados. Discutiremos brevemente alguns dos sistemas de banco de dados existentes que estão dando suporte ou que cresceram por causa do Projeto de Genoma Humano.

GenBank. O mais conceituado banco de dados de seqüência de DNA hoje no mundo é o GenBank, mantido pelo *National Center for Biotechnology Information* (NCBI — Centro Nacional para Informação de Biotecnologia) da *National Library of Medicine* (NLM — Biblioteca Nacional de Medicina). Ele foi estabelecido em 1978 como um repositório central para os dados de seqüência de DNA. Desde então tem se expandido um pouco em escopo para incluir dados de *expressed sequence tags* (etiquetas de seqüências expressas), dados de seqüências de proteínas, estrutura tridimensional de proteína, taxonomia e *links* para a literatura biomédica (MEDLINE). A partir da versão 135.0 de abril de 2003, o GenBank contém mais de 31 bilhões de bases de nucleotídeos de mais de 24 milhões de seqüências de mais de 100.000 espécies, com aproximadamente 1.400 novos organismos sendo acrescentados a cada mês. O tamanho do banco de dados em formato de arquivo texto padronizado (*flat-file*) é de mais de 100 GB não comprimidos e tem duplicado a cada 15 meses. Por meio da colaboração internacional com o *European Molecular Biology Laboratory* (EMBL — Laboratório Europeu de Biologia Molecular) do Reino Unido e o DNA *Data Bank of Japan* (DDBJ — Banco de Dados de DNA do Japão), dados são trocados entre os três sites diariamente. O espelhamento dos dados de seqüência nos três sites possibilita o acesso rápido a estes dados para cientistas em várias partes geográficas do mundo.

Embora seja um banco de dados complexo e abrangente, o escopo de sua cobertura é focalizado em seqüências humanas e em *links* para a literatura. Outras fontes de dados limitadas (por exemplo, a estrutura tridimensional e o OMIM, discutidos a seguir) têm sido adicionadas recentemente por meio da reformatação do OMIM e dos bancos de dados PDB existentes e do reprojeto da estrutura do sistema GenBank para acomodar estes novos conjuntos de dados.

O sistema é mantido como uma combinação de arquivos textos padronizados (*flat-files*), bancos de dados relacionais e arquivos que contêm ***Abstract Syntax Notation One*** (ASN.1 — Notação Para Sintaxe Abstrata Um) — a sintaxe para a definição das estruturas de dados desenvolvidas para a indústria de telecomunicações. A cada entrada no GenBank é atribuído um identificador único pelo NCBI. Às atualizações são atribuídas novos identificadores, com o identificador da entidade original permanecendo inalterado para propósitos de arquivamento. Assim, referências mais velhas para uma entidade não indicam inadvertidamente um valor novo, possivelmente impróprio. Os conceitos mais atuais também recebem um segundo conjunto de identificadores únicos (UIDs), que marcam a forma mais atualizada de um conceito enquanto permitem que as versões mais velhas sejam acessadas pelos seus identificadores originais.

O usuário comum do banco de dados não é capaz de acessar a estrutura dos dados diretamente por meio de consultas ou outras funções, embora fotografias completas do banco de dados estejam disponíveis para exportação em vários formatos, inclusive em ASN.1. O mecanismo de consulta fornecido é por meio da aplicação Entrez (ou sua versão na World Wide Web) que permite a busca por palavra-chave, seqüência e UID do GenBank por uma interface estática.

O Banco de Dados de Genoma (GDB). Criado em 1989, o Banco de Dados de Genoma (GDB — *Genoma Database*) é um catálogo de dados de mapeamento do gene humano, um processo que associa um pedaço de informação a uma localização particular no genoma humano. O grau de precisão dessa localização no mapa depende da fonte dos dados, mas normalmente não está no nível de bases de nucleotídeos individuais. Os dados no GDB incluem dados que descrevem principalmente a informação do mapa (distância e limites de confiança) e dados experimentais (condições experimentais, *primers* para PCR, e reagentes usados) da Reação de Polimerização em Cadeia (PCR — *Polymerase Chain Reaction*). Esforços mais recentes têm sido feitos para acrescentar dados de mutações ligadas ao *loci* genético, linhagens celulares utilizadas em experiências, bibliotecas de experiências em DNA, e alguns polimorfismos limitados e dados populacionais.

O sistema GDB é construído sobre o SYBASE, um SGBD relacional comercial, e seus dados são modelados utilizando as técnicas padronizadas de Entidade-Relacionamento (capítulos 3 e 4). Os implementadores do GDB têm observado dificuldades no uso desse modelo para capturar mais que mapas simples e dados de experiências. Com o objetivo de melhorar a integridade dos dados e simplificar a programação para os construtores de aplicações, o GDB distribui um Conjunto de Ferramentas de Acesso ao Banco de Dados (*Database Access Toolkit*). Entretanto, a maioria dos usuários utiliza uma interface na web para buscar os dez gerenciadores de dados interligados. Cada gerenciador mantém rastro dos *links* (relacionamentos) para uma das dez tabelas dentro do sistema GDB. Assim como no GenBank, aos usuários são dados apenas uma visão de alto nível dos dados

no momento da busca e, assim, não podem fazer uso facilmente de qualquer conhecimento compilado a partir da estrutura das tabelas do GDB. Os métodos de busca são mais úteis quando os usuários estão procurando simplesmente por um índice para o mapa ou dados de experiências. A busca *ad hoc* exploratória do banco de dados não é encorajada pelas interfaces atuais. A integração das estruturas de bancos de dados do GDB e do OMIM (veja a seguir) nunca foi completamente estabelecida.

Online Mendelian Inheritance in Man (Herança Mendeliana no Homem On-Line). *Online Mendelian Inheritance in Man* (OMIM) é um compêndio eletrônico de informação da base genética de doenças humanas. Iniciado em formulário em papel por Victor McCusick, em 1966, com 1.500 entradas, ele foi convertido em um formulário eletrônico de texto entre 1987 e 1989 pelo GDB. Em 1991, sua administração foi transferida da *Johns Hopkins University* (Universidade Johns Hopkins) para o NCBI, e o banco de dados inteiro foi convertido para o formato do GenBank da NCBI. Hoje ele contém mais de 14.000 entradas.

O OMIM cobre o material de cinco áreas de doenças baseadas livremente em órgãos e sistemas. Quaisquer propriedades, morfológica, bioquímica, comportamental, ou outras, sob estudo são chamadas **fenótipo** de um indivíduo (ou de uma célula). Mendel percebeu que os genes podem existir em numerosas formas diferentes conhecidas como **alelos**. Um **genótipo** se refere à composição alélica real de um indivíduo.

A estrutura das entradas de fenótipo e genótipo contém dados textuais livremente estruturados, como descrições genéricas, nomenclatura, modos de herança, variantes, estrutura do gene, mapeamento e numerosas categorias menores. As entradas de texto foram convertidas para um formato estruturado ASN.1 quando o OMIM foi transferido para o NCBI. Isso melhorou muito a habilidade para vincular os dados do OMIM a outros bancos de dados e também proporcionou uma estrutura rigorosa para os dados. Entretanto, a forma básica do banco de dados continuou difícil de ser modificada.

EcoCyc. A *Encyclopedia of Escherichia coli Genes and Metabolism* (EcoCyc — Enciclopédia dos Genes e do Metabolismo da *Escherichia coli*) é uma experiência recente de combinação da informação sobre o genoma e sobre o metabolismo da *E. coli K-12*. O banco de dados foi criado em 1996 como uma colaboração entre o *Stanford Research Institute* (Instituto de Pesquisa de Stanford) e o *Marine Biological Laboratory* (Laboratório Biológico Marinho). Ele cataloga e descreve os genes conhecidos da *E. coli*, as enzimas codificadas por esses genes e as reações bioquímicas catalisadas por cada enzima e a suas organizações em vias metabólicas. Ao fazê-lo, a EcoCyc estende os domínios das seqüências e das funções da informação de genoma. Ela contém 1.283 combinações com 965 estruturas, bem como listas de ligações e de átomos, pesos moleculares e fórmulas empíricas. Ela contém 3.038 reações bioquímicas descritas utilizando 269 classes de dados.

Primeiramente, um modelo de dados orientado por objeto foi utilizado para implementar o sistema, com os dados armazenados no Ocelot, um sistema de representação de conhecimento. Os dados da EcoCyc foram organizados em uma hierarquia de classes de objeto baseada nas observações de que (1) as propriedades de uma reação são independentes de uma enzima que a catalisa e (2) uma enzima tem várias propriedades que são 'logicamente distintas' das suas reações.

A EcoCyc proporciona dois métodos de consultas: (1) direta (via consultas predefinidas) e (2) indireta (via navegação em hipertexto). As consultas diretas são executadas utilizando menus e caixas de diálogo que podem iniciar um grande, porém finito, conjunto de consultas. Não há suporte para a navegação nas estruturas de dados atuais. Além disso, nenhum mecanismo para a evolução do esquema está documentado.

A Tabela 29.1 resume as características dos principais bancos de dados relacionados ao genoma, assim como dos bancos de dados HGMDB e ACEDB. Existem alguns bancos de dados de proteínas adicionais; eles contêm informação sobre estruturas das proteínas. Entre os bancos de dados de proteína proeminentes, incluem-se o SWISS-PROT da *University of Geneva* (Universidade de Genebra), o *Protein Data Bank* (PDB — Banco de Dados de Proteína) da *Brookhaven National Laboratory* (Laboratório Nacional de Brookhaven) e o *Protein Identification Resource* (PIR — Recurso de Identificação de Proteína) da *National Biomedical Research Foundation* (Fundação Nacional de Pesquisa Biomédica).

Durante os últimos dez anos, houve um interesse crescente em aplicações de bancos de dados na biologia e na medicina. O GenBank, o GDB e o OMIM têm sido criados como repositórios centrais de certos tipos de dados biológicos, contudo embora extremamente úteis, eles ainda não cobrem o espectro completo de dados do Projeto Genoma Humano. Entretanto, esforços estão em andamento pelo mundo para projetar novas ferramentas e técnicas que aliviarão o problema de gerenciamento de dados para os cientistas biológicos e pesquisadores médicos.

TABELA 29.1 Resumo dos Principais Bancos de Dados Relacionados ao Genoma

Nome do Banco de Dados	Conteúdo Principal	Tecnologia Inicial	Tecnologia atual	Áreas de Problemas em BD	Tipos primários de Dados
Genbank	Seqüência de DNA/RNA, proteína	Arquivos-texto	Arquivo-texto padronizado/ ASN.1	Navegação no esquema, evolução do esquema, *links* para outros BDs	Textos, números, alguns tipos complexos
OMIM	Fenótipos e genótipos de doenças etc.	Cartões de índice/arquivos-texto	Arquivo-texto padronizado/ ASN.1	*Links* de entradas não estruturadas de texto livre para outros BDs	Textos
GDB	Dados de mapas genéticos de ligação	Arquivo texto padronizado	Relacional	Expansão/ evolução de esquema, objetos complexos, *links* para outros BDs	Textos, números
ACEDB	Dados de mapas genéticos de ligação, dados de seqüências (não humanas)	OO	OO	Expansão/ evolução de esquema, *links* para outros BDs	Textos, números
HGMDB	Seqüências e seqüências variantes	Arquivo-texto padronizado — aplicação específica	Arquivo-texto padronizado — aplicação específica	Expansão/ evolução de esquema, *links* para outros BDs	Textos
EcoCyc	Reações e vias bioquímicas	OO	OO	Bloqueado em hierarquia de classes, evolução de esquema	Tipos complexos, textos, números

Ontologia de Genes. Já explicamos o conceito de ontologias na Seção 29.2.3 no contexto da modelagem de informação multimídia. O *Gene Ontology Consortium* (GO) foi formado em 1998 como uma colaboração entre três bancos de dados de modelos de organismos: FlyBase, *Mouse Genome Informatics* (MGI) e o Banco de Dados do Genoma da Saccharomyces ou levedura (SGD). Sua meta é produzir um vocabulário estruturado, precisamente definido, comum e controlado para descrever os papéis dos genes e os produtos de genes em qualquer organismo. Com a conclusão do seqüenciamento do genoma de muitas espécies, observa-se que uma grande parte dos genes apresentam semelhanças em papéis biológicos entre os organismos, e os biólogos têm a confirmação de que provavelmente exista um universo único e limitado de genes e proteínas que são conservados na maioria ou em todas as células vivas. Entretanto, os dados do genoma estão aumentando exponencialmente e não há nenhuma maneira uniforme para interpretar e conceituar os elementos biológicos compartilhados. A Ontologia de Genes torna possível a anotação dos produtos de genes usando um vocabulário comum baseado em seus atributos biológicos compartilhados e na interoperabilidade entre os bancos de dados genômicos.

O Consórcio GO desenvolveu três ontologias: função molecular, processo biológico e componente celular, para descrever os atributos de genes, produtos de genes ou grupos de produtos de genes. A função molecular é definida como a atividade bioquímica de um produto de gene. O processo biológico se refere a um objetivo biológico para o qual o gene ou o produto de gene contribui. O componente celular se refere ao lugar na célula na qual um produto de gene está ativo. Cada ontologia abrange um conjunto bem definido de vocabulários de termos e relacionamentos. Os termos são organizados na

forma de gráficos acíclicos direcionados (DAGs — *Directed Acyclic Graphs*) nos quais um nodo de termo pode ter múltiplos pais e filhos. Um termo filho pode ser uma *instância de* (*é um*) ou é uma *parte de* seu pai. Na mais recente versão do banco de dados GO, existem mais de 13.000 termos e mais de 18.000 relacionamentos entre termos. A anotação de produtos de gene é realizada independentemente por cada um dos bancos de dados colaboradores. Um subconjunto das anotações está incluído no banco de dados GO, que contém mais de 1.386.000 produtos de gene e 5.244.000 associações entre produtos de gene e termos GO.

A Ontologia de Genes foi implementada utilizando o MySQL, um banco de dados relacional de fonte aberta e uma versão mensal do banco de dados está disponível nos formatos SQL e XML. Um conjunto de ferramentas e bibliotecas, escritas em C, Java, Perl e XML etc. está disponível para acesso a bancos de dados e desenvolvimento de aplicações. Navegadores (*browsers*) para o GO baseados em web e *standalone* são disponibilizados pelo consórcio GO.

29.4.4 Bibliografia Selecionada para Bancos de Dados de Genoma

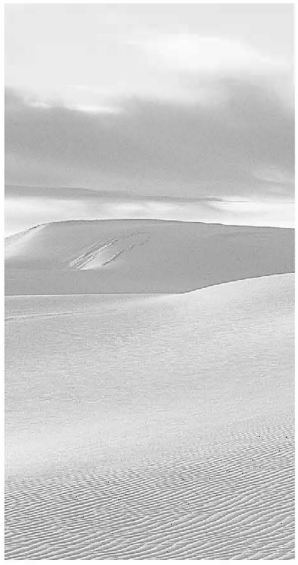
A bioinformática tornou-se uma área popular de pesquisa em anos recentes, e muitos *workshops* e conferências sobre o assunto estão sendo organizados. Robbins (1993) apresenta uma boa visão geral, enquanto Frenkel (1991) faz um levantamento do projeto genoma humano com seu papel especial na bioinformática em geral. Cutticchia *et al.* (1993), Benson *et al.* (2002) e Pearson *et al.* (1994) são referências em GDB, GenBank e OMIM. Em uma colaboração internacional entre o GeneBank (EUA), o *DNA Data Bank of Japan* (DDBJ) (*http://www.ddbj.nig.ac.jp/E-mail/homology.html*) e o *Euporean Biology Molecular Laboratory* (EBML) (Stoesser G, 2003), dados são trocados diariamente entre os bancos de dados colaboradores para obter uma sincronização ótima. Wheeler *et al.* (2000) discutem as várias ferramentas que atualmente permitem que os usuários acessem e analisem os dados disponíveis nos bancos de dados.

Wallace (1995) foi pioneiro na pesquisa de genoma mitocondrial, que trata de uma parte específica do genoma humano; a seqüência e os detalhes organizacionais desta área aparecem em Anderson *et al.* (1981). Um trabalho recente em Kogelnik *et al.* (1997, 1998) e em Kogelnik (1998) trata do desenvolvimento de uma solução genérica para o problema de gerenciamento de dados em ciências biológicas por meio do desenvolvimento de uma solução de protótipo. Apweiler *et al.* (2003) revisam o núcleo dos recursos de bioinformática mantidos no *European Bioinformatics Institute* (EBI) (como o Swiss-prot + TrEMBL) e resume questões importantes do gerenciamento de banco de dados desses recursos. Eles discutem os três tipos principais de bancos de dados: Bancos de Dados de Seqüências como DDBJ/EMBL/GENEBANK *Nucleotide Sequence Database*; Bancos de Dados Secundários como PROSITE, PRINTS e Pfam; e Bancos de Dados Integrados como o InterPro, que integra dados dos seis principais bancos de dados de assinaturas de proteínas (Pfam, PRINTS, ProDom, PROSITE, SMART e TIGRFAMs).

O *European Bioinformatics Institute Macromolecular Structure Database* (E-MSD), que é um banco de dados relacional (*http://www.ebi.ac.uk/msd*) (Bouteselakis *et al.*, 2003), foi projetado para ser um único ponto de acesso para estruturas de proteínas e de ácido nucléico e informações relacionadas. O banco de dados é derivado a partir das entradas do *Protein Data Bank* (PDB). O banco de dados de busca contém um conjunto extenso de propriedades derivadas, indicadores da qualidade do ajuste, e *links* para outros bancos de dados da EBI, inclusive o InterPro, o GO e o SWISS-PROT, juntos com *links* para o SCOP, CATH, PFAM e PROSITE. Karp (1996) discute os problemas da interligação da variedade de bancos de dados mencionados nesta seção. Ele define dois tipos de *links*: os que integram os dados e os que relacionam os dados entre os bancos de dados. Estes foram utilizados para projetar o banco de dados Ecocyc.

Alguns dos importantes *links* na *web* incluem os seguintes: Informações da seqüência do Genoma Humano podem ser encontradas em: *http://www.ncbi.nlm.nih.gov/genome/seq/*.

O banco de dados MITOMAP desenvolvido em Kogelnik (1998) pode ser acessado em *http://www.mitomap.org/*. O maior banco de dados de proteína, SWISS-PROT, pode ser acessado em *http://expasy.hcuge.ch/sprot/*. A informação do banco de dados ACEDB está disponível em *http://probe.nalusda.gov:8080/acedocs/*.



A

Notações Diagramáticas Opcionais para Modelos ER

A Figura A.1 mostra várias notações diagramáticas diferentes para representar os conceitos dos modelos ER e EER. Infelizmente não há nenhuma notação padrão: cada projetista de banco de dados prefere um tipo. Analogamente, várias ferramentas CASE (*Computer-Aided Software Engineering* — Engenharia de Software Auxiliada por Computador) e metodologias OOA (*Object-Oriented Analysis* — Análise Orientada a Objeto) usam várias notações. Algumas notações estão associadas a modelos que têm conceitos e restrições adicionais, além daqueles dos modelos ER e EER, descritos nos capítulos 3 e 24, enquanto outros modelos possuem menos conceitos e restrições. A anotação que usamos no Capítulo 3 está muito próxima da notação original do esquema ER, que ainda é amplamente utilizada. Discutiremos algumas notações opcionais aqui.

A Figura A.1a mostra notações diferentes para exibir classes/tipos entidade, atributos e relacionamento. Nos capítulos 3 e 24, usamos os símbolos marcados (i) na Figura A.1a — ou seja, retângulo, oval e diamante. Note que o símbolo (ii) para classes/tipos entidade, o símbolo (ii) para atributos, e o símbolo (ii) para relacionamentos são semelhantes, mas são usados por metodologias diferentes para representar três conceitos diversos. O símbolo de linha reta (iii) para representar relacionamentos é usado por várias ferramentas e metodologias.

A Figura A.1b mostra algumas notações para anexar atributos a tipos entidade. Usamos a notação (i). A notação (ii) usa a terceira notação (iii) para atributos, da Figura A.1a. As últimas duas notações da Figura A.1b — (iii) e (iv) — são comuns nas metodologias de OOA e em algumas ferramentas CASE. Em particular, a última anotação exibe os atributos e os métodos de uma classe separados por uma linha horizontal.

A Figura A.1c mostra várias notações para representação da razão de cardinalidade em relacionamentos binários. Nós usamos a notação (i) nos capítulos 3 e 24. A notação (ii) — conhecida como notação 'pés-de-galinha' — é bastante utilizada. A notação (iv) usa a seta como uma referência funcional (do lado N para o lado 1) e se assemelha à nossa notação para chaves estrangeiras no modelo relacional (Figura 7.7); a notação (v) — usada em *diagramas de Bachman* — usa a seta na *direção inversa* (do 1 para o N). Para um relacionamento 1:1, (ii) usa uma linha direta sem nenhum pé-de-galinha; (iii) faz branca ambas as metades do diamante; e (iv) coloca pontas na flecha em ambos os lados. Para um relacionamento M:N, (ii) usa pés-de-galinha em ambas as pontas; (iii) faz preta ambas as metadas do diamante; e (iv) não exibe nenhuma ponta na flecha.

A Figura A.1d mostra variações para exibir restrições (min, max), que são usadas para mostrar tanto relação de cardinalidade quanto participação total/parcial. A notação (ii) é a notação que usamos na Figura 3.15 e discutimos na Seção 3.7.4. Recorde que a nossa notação especifica a restrição de que cada entidade deve participar em pelo menos min e no máximo max relacionamentos. Conseqüentemente, para cada relacionamento 1:1, ambos os valores max e min são 1; e para M:N, ambos os valores de max são n. O valor min maior que 0 (zero) especifica participação total (dependência de existência). Em metodologias que usam relacionamentos como linha diretas, é muito freqüente a *colocação de restrições* (min, max), como mostrado em (iii). Outra técnica comum — que segue o mesmo posicionamento de (iii) — é exibir o min como o ('oh' ou círculo, que significa zero) ou como | (barra vertical, que representa 1), e exibir o max como | (barra vertical que representa 1) ou como pés-de-galinha (que representa n), como mostrado em (iv).

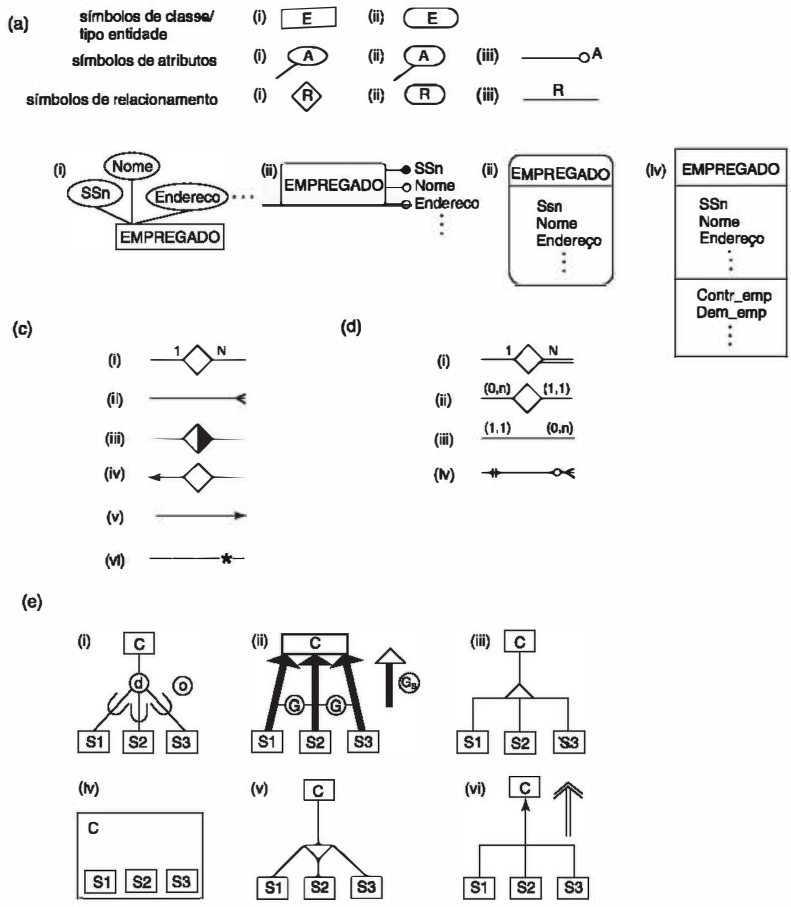
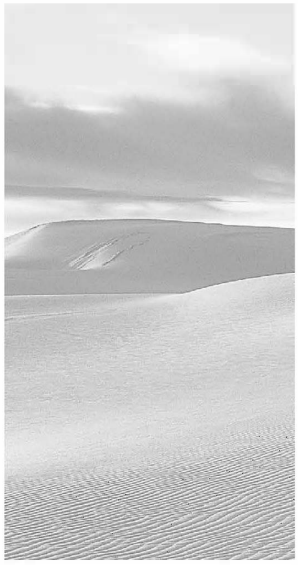


FIGURA A.1 Notações alternativas. (a) Símbolos para classe/tipo entidade, atributo e relacionamento. (b) Exibindo atributos. (c) Exibindo relações de cardinalidade. (d) Várias notações (min, max). (e) Notações para exibir especialização/generalização.

A Figura A.1e mostra algumas notações para exibir especialização/generalização. Nós usamos a notação (i) no Capítulo 14, onde um d no círculo especifica que as subclasses (S1, S2 e S3) são disjuntas e um o especifica subclasses sobrepostas. A notação (ii) usa G (para generalização) para especificar disjunção, e Gs para especificar sobreposição; algumas notações usam a seta sólida, enquanto outras usam a seta vazia (mostrada na figura). A notação (iii) usa um triângulo que aponta para a superclasse, e a notação (v) usa um triângulo que aponta para as subdivisões de classe; também é possível usar ambas as notações na mesma metodologia, com (iii) indicando generalização e (v) indicando especialização. A notação (iv) usa caixas que representam subdivisões de classe dentro da caixa que representa a superclasse. Das notações baseadas em (vi), algumas usam uma seta de uma única linha, e outras usam uma seta com linha dupla (mostrada na figura).

As notações mostradas na Figura A.1 mostram apenas alguns dos símbolos diagramáticos que foram usados ou sugeridos para exibir esquemas conceituais de banco de dados. Outras notações, como várias combinações das precedentes, também são usadas. Seria útil estabelecer um padrão ao qual todo o mundo aderisse, de modo a prevenir enganos e reduzir confusões.



C

Parâmetros de Discos

O parâmetro de disco mais importante é o tempo gasto para localizar um bloco arbitrário de disco, dado seu endereço de bloco, e então transferir o bloco do disco para a memória principal. Esse é o **tempo de acesso randômico** para acessar um bloco de disco. Há três componentes de tempo a considerar:

1. **Tempo de busca (s) (*seek time*)**: esse é o tempo necessário para posicionar mecanicamente o cabeçote de leitura na trilha correta em discos de cabeça móvel. (Para discos de cabeça fixa, é o tempo necessário eletronicamente para localizar a cabeça de leitura/gravação apropriada.) Para discos de cabeças móveis, esses tempos variam, dependendo da distância entre a trilha corrente e a trilha especificada no endereço do bloco. Normalmente, o fabricante de disco trabalha uma média de tempo de busca em milissegundos. A faixa típica média de tempo de busca é de 10 a 60 msec. Esse é o principal 'culpado' pela demora envolvendo transferência de blocos entre o disco e a memória.
2. **Atraso rotacional (rd) (*rotational delay*)**: uma vez que a cabeça de leitura/gravação está na trilha correta, o usuário tem de esperar que o início do bloco esperado gire até a posição abaixo da cabeça. Em média, isso demanda metade do tempo de uma revolução do disco, mas na verdade varia de acesso imediato (se o começo do bloco estiver na posição abaixo da cabeça de leitura/gravação depois da busca) a uma rotação completa do disco (se o começo do bloco passou pela cabeça de leitura/gravação depois durante a busca). Se a velocidade de rotação de disco é de p revoluções por minuto (rpm), então o atraso rotacional médio é determinado por

   ```
   rd = (1/2)*(1/p) min = (60*1.000)/(2*p) msec
   ```

   Um valor típico para p é 10.000 rpm, que dá um atraso rotational de rd = 3 msec.
   Para discos de cabeça fixa, nos quais o tempo de busca é desprezível, esse componente causa maior atraso na transferência de um bloco de disco.
3. **Tempo de transferência do bloco (btt) (*block transfer time*)**: uma vez que a cabeça está no começo do bloco requerido, será necessário algum tempo para transferir os dados existentes no bloco. Esse tempo de transferência depende do tamanho do bloco, do tamanho da trilha e da velocidade de rotação. Se a **taxa de transferência** para o disco é tr bytes/msec e o tamanho do bloco é B bytes, então

   ```
   btt = B/tr msec
   ```

   Se nós temos um tamanho de trilha de 50 Kbytes e pé igual a 3.600 rpm, a taxa de transferência em bytes/msec é

   ```
   tr = (50*1.000)/(60*1.000/3.600) = 3.000 bytes/msec
   ```

   Nesse caso, btt = B/3.000 msec, onde B é o tamanho do bloco em bytes.
   O tempo médio necessário para encontrar e transferir um bloco, dado o seu endereço de bloco, é estimado por

```
(s + rd + btt) msec
```

Essa é a espera para a leitura ou a escrita de um bloco. O principal método para reduzir esse tempo é transferir vários blocos armazenados em uma ou mais trilhas do mesmo cilindro, assim, o tempo de busca é necessário somente para o primeiro bloco. Para transferir k blocos *não contíguos* consecutivamente que estão no *mesmo cilindro*, utilizaremos aproximadamente

```
s + (k * (rd + btt)) msec
```

Nesse caso, precisamos de dois ou mais *buffers* na memória principal, porque estaremos lendo ou escrevendo continuamente os k blocos, conforme discutido na Seção 4.3. O tempo de transferência por bloco será reduzido mais significativamente quando *blocos consecutivos* na mesma trilha ou no mesmo cilindro são transferidos. Isso elimina o atraso rotacional para todos menos para o primeiro bloco, assim, a estimativa para transferir k blocos sucessivos é

```
s + rd + (k * btt) msec
```

Uma estimativa mais precisa para a transferência de blocos sucessivos considera os espaços interblocos (Seção 5.2.1), que inclui a informação que habilita a cabeça de leitura/gravação para determinar qual bloco está pronto para ser lido. Normalmente, o fabricante de disco provê uma **taxa de transferência de bulk** (btr ou *bulk transfer rate*) que leva em conta esse espaço ao ler blocos consecutivamente armazenados. Se o tamanho do espaço (*gap*) é G bytes, então

```
btr = (B/(B + G)) * tr bytes/msec
```

A taxa de transferência de bulk é a taxa de transferir *bytes úteis* nos blocos de dados. A cabeça de leitura/gravação de disco tem de revisar todos os bytes em uma trilha enquanto o disco gira, incluindo os bytes nos espaços interblocos, que armazenam informação de controle, mas não são dados reais. Quando a taxa de transferência de bulk é usada, o tempo necessário para transferir os dados úteis de um bloco em vários blocos sucessivos é B/btr. Em conseqüência disso, o tempo estimado para ler k blocos armazenados consecutivamente no mesmo cilindro será

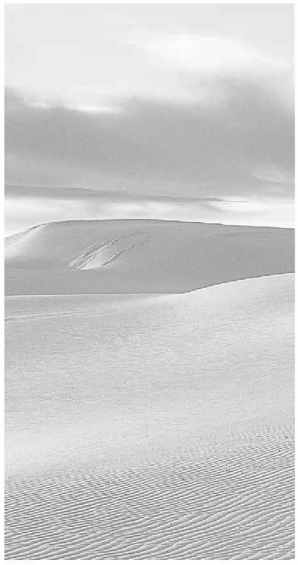
```
s + rd + (k * (B/btr)) msec
```

Outro parâmetro de discos é o **tempo de reescrita**. É útil em casos em que lemos um bloco do disco em um buffer da memória principal, atualizamos o buffer, e então escrevemos o buffer no mesmo bloco de disco no qual ele estava armazenado. Na maioria dos casos, o tempo necessário para atualizar o buffer na memória principal é menor que o tempo necessário para uma rotação do disco. Se nós sabemos que o buffer está pronto para ser gravado, o sistema pode manter a cabeça do disco na mesma trilha, e durante a próxima revolução do disco, o buffer atualizado é gravado de volta no bloco. Conseqüentemente, o tempo de reescrita T_{rw} normalmente é calculado para ser o tempo de uma revolução de disco:

```
Trw = 2 * rd msec
```

Para resumir, listamos os parâmetros discutidos e os respectivos símbolos:

tempo de busca: s msec
atraso rotacional: rd msec
taxa de transferência de bloco: btt msec
tempo de reescrita: T_{rw} msec
taxa de transferência: tr bytes/msec
taxa de transferência de bulk: btr bytes/msec
tamanho de bloco: B bytes
tamanho de espaço interbloco: G Bytes



D

Visão Geral da Linguagem QBE

A linguagem de consulta por exemplos (*Query By Example* — QBE) é importante porque é uma das primeiras linguagens com sintaxe mínima desenvolvida para sistemas de banco de dados. Foi desenvolvida pelo Centro de Pesquisa da IBM e está disponível como produto comercial, como parte do QMF (*Query Managment Feature* — Funcionalidade de Administração de Pesquisa), uma opção de interface para DB2. A linguagem também foi implementada no SGBD PARADOX e está relacionada a uma interface do tipo aponte e clique dentro do SGBD ACCESS (Capítulo 10). Ela difere da SQL pelo fato de o usuário não ter de especificar explicitamente uma consulta estruturada; em vez disso, a consulta é formulada preenchendo **modelos** de relações que são exibidas em uma tela do monitor. A Figura D.1 mostra como esses modelos podem ser, tendo por base o banco de dados da Figura 7.6. O usuário não precisa se lembrar dos nomes dos atributos ou das relações porque elas são exibidas como parte desses modelos. Além disso, o usuário não precisa seguir nenhuma sintaxe rígida para especificação da consulta; não obstante, as constantes e variáveis são entradas nas colunas dos modelos para a construção de um **exemplo** relacionado à recuperação de dados ou a um pedido de atualização. A QBE está relacionada ao cálculo relacional de domínio, como veremos, e sua especificação original foi demonstrada para ser completamente relacional.

D.1 RECUPERAÇÕES BÁSICAS EM QBE

Em QBE, as consultas para recuperação são especificadas preenchendo-se uma ou mais linhas dos modelos de tabelas. Para consulta em uma única relação, entramos com constantes ou com **exemplo de elementos** (um termo QBE) nas colunas do modelo daquela relação. Um elemento do exemplo funciona como uma variável de domínio para a linguagem e é especificado como um valor de exemplo precedido por um caracter sublinhado (_). Adicionalmente, um prefixo P. (chamado operador P ponto) é fornecido em certas colunas para indicar que gostaríamos de imprimir (ou exibir) valores nessas colunas em nosso resultado. As constantes especificam valores que devem ser casados exatamente com essas colunas.

Por exemplo, considere a pesquisa Q0: "Recupere a data de aniversário e o endereço de 'John B. Smith'". Mostramos nas figuras D2a a D.2d como essa pesquisa pode ser especificada, de forma progressivamente mais concisa, em QBE. Na Figura D2a, um exemplo de empregado é apresentado como uma linha, na forma como estamos interessados. Deixando 'John B. Smith' como constantes nas colunas PNOME, MINICIAL e UNOME, especificamos valores exatos nessas colunas. Todas as colunas restantes são precedidas pelo caractere sublinhado, o que indica que elas são domínios de variáveis (elementos de exemplo). O prefixo P. é colocado nas colunas DATANASC e ENDERECO para indicar que queremos recuperar valor(es) para essas colunas.

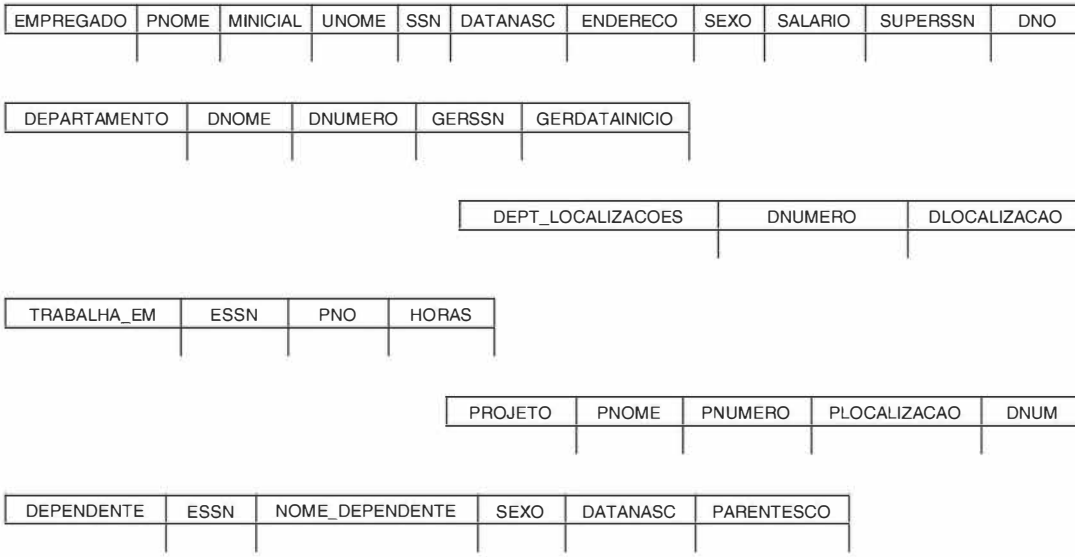


FIGURA D.1 Esquema relacional da Figura 7.6 como pode ser exibido em QBE.

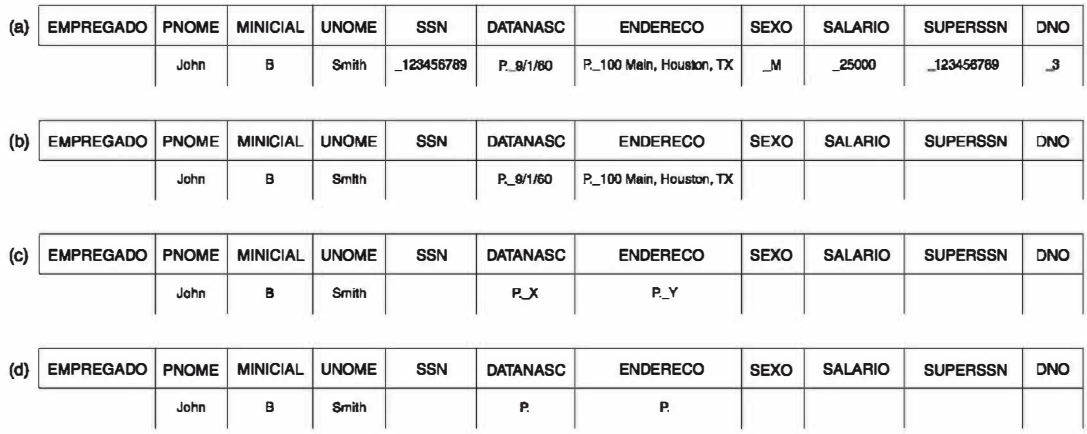


FIGURA D.2 Quatro modos de especificar a consulta Q0 em QBE.

Q0 pode ser abreviada, como mostrado na Figura D2b. Não há nenhuma necessidade de especificar valores exemplos para as colunas nas quais não estamos interessados. Além disso, como os valores de exemplo são completamente arbitrários, podemos especificar nomes de variáveis para eles, como mostrado na Figura D2c. Por fim, também podemos omitir totalmente os valores dos exemplos, como mostrado na Figura D2d, e especificar apenas P. embaixo das colunas a serem recuperadas.

Para verificar como recuperação por consultas em QBE é semelhante ao cálculo relacional de domínio, compare a Figura D2d com Q0 (simplificada). Em cálculo de domínio seria como segue:

Q0 : {uv | EMPREGADO (qrstuvwxyz) **and** q = 'John' **and** r = 'B' **and** s = 'Smith'}

Podemos pensar em cada coluna dentro de um modelo QBE como uma *variável de domínio implícita*; conseqüentemente, FNOME corresponde ao domínio q variável, MINICIAL corresponde a r, . . ., e DNO corresponde a z. Na consulta QBE, as colunas com P. correspondem a variáveis especificadas à esquerda da barra em cálculo de domínio, enquanto as colunas com valores cons-

tantes correspondem a variáveis de tupla com seleção de igualdade condicionante a elas. A condição EMPREGADO (qrstuvwxyz) e os quantificadores existenciais são implícitos dentro da consulta QBE porque o modelo correspondente à relação EMPREGADO é usada.

Em QBE, a interface permite primeiro que o usuário escolha as tabelas (relações) necessárias para formular a consulta exibindo uma lista de todos os nomes de relação. Os modelos para as relações escolhidas são exibidos então. O usuário move as colunas apropriadas para os modelos e especifica a consulta. Foram providas chaves de função especiais para funcionar entre modelos e executar determinadas funções.

Daremos, agora, exemplos para ilustrar consultas básicas em QBE. Outros operadores de comparação, além de = (como > ou ≥), podem ser informados em uma coluna, antes de digitar um valor constante. Por exemplo, a pesquisa Q0A, "Liste os números de previdência social dos empregados que trabalham mais de 20 horas por semana no projeto número 1", pode ser especificada como mostrado na Figura D3a. Para condições mais complexas, o usuário pode formular a opção em uma **caixa de condição** (*condition box*), que é criada pressionando-se uma chave de função particular. O usuário pode, então, digitar a condição complexa.[1] Por exemplo, a consulta Q0B, "Liste os números de previdência social dos empregados que trabalham mais de 20 horas por semana no projeto 1 ou no projeto 2", pode ser especificada como mostrado na Figura D3b.

Algumas condições complexas podem ser especificadas sem uma caixa de condição. A regra é que todas as condições especificadas na mesma linha de um modelo de relação serão conectadas pelo conetivo lógico and (*todas* as condições deverão ser satisfeitas pela tupla selecionada), enquanto as condições especificadas em linhas distintas serão conectadas por or (*pelo menos uma* deve ser satisfeita). Conseqüentemente, Q0B também poderá ser especificada, como mostrado na Figura D3c, por duas linhas distintas informadas no modelo.

Agora considere a pesquisa Q0C: "Liste os números de previdência social dos empregados que trabalham *tanto* no projeto 1 *quanto* no projeto 2". Isso não poderá ser especificado como na Figura D4a, que relaciona *ambos*, aqueles que trabalham ou no projeto 1 ou no projeto 2. A variável exemplo _ES se ligará aos valores de ESSN das tuplas em <–, 1,–>, *como também* nas tuplas em <–, 2,–>. A Figura D4b mostra como especificar Q0C corretamente, onde a condição (_EX = _EY) na caixa faz com que as variáveis _EX e _EY só se liguem com valores idênticos de ESSN.

Em geral, uma vez especificada a consulta, os valores resultantes serão exibidos no modelo de baixo das colunas apropriadas. Se o resultado contiver mais linhas que as que poderão ser exibidas na tela, a maioria das implementações QBE tem uma tecla com função para permitir rolagem para cima e para baixo nas linhas. De modo semelhante, se um ou vários modelos forem muito largos para aparecerem na tela, é possível uma rolagem lateral para examiná-los.

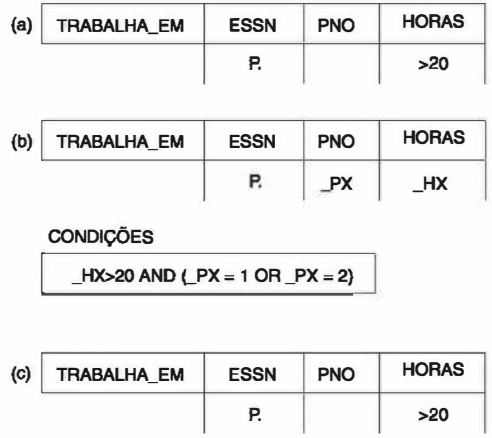


FIGURA D.3 Especificando condições complexas em QBE. (a) A mesma pesquisa Q0A. (b) A pesquisa Q0B com uma caixa de condição. (c) A pesquisa Q0B sem a caixa de condição.

1 A negação cujo símbolo é ¬ não é permitida em uma caixa de condição.

(a)

TRABALHA_EM	ESSN	PNO	HORAS
	P._ES	1	
	P._ES	2	

(b)

TRABALHA_EM	ESSN	PNO	HORAS
	P._EX	1	
	P._EY	2	

CONDIÇÕES

_EX = _EY

FIGURA D.4 Especificando EMPREGADOS que trabalham em ambos os projetos. (a) Especificação incorreta de uma condição E (AND). (b) Especificação correta.

Uma operação de junção (*join*) é especificada na linguagem QBE usando a *mesma variável*[2] nas colunas a serem unidas. Por exemplo, a pesquisa Q1, "Liste o nome e o endereço de todos os empregados que trabalham no departamento 'Pesquisa'", pode ser especificada conforme mostrado na Figura D5a. Qualquer número de junções pode ser especificado em uma única pesquisa. Nós também podemos especificar uma **tabela de resultados** para exibir o resultado da pesquisa, como mostrado na Figura D5a; ela é necessária se o resultado incluir atributos de duas ou mais relações. Se nenhuma tabela de resultados é especificada, o sistema fornece os resultados da pesquisa nas colunas de várias relações que podem tornar difícil a interpretação. A Figura D5a também ilustra a característica da QBE de especificar que todos os atributos de uma relação podem ser recuperados, colocando-se o operador de P. embaixo do nome da relação no template.

Para fazer a junção de uma tabela com ela mesma, nós especificamos variáveis diferentes para representar as diferentes referênciaspara a tabela. Por exemplo, a pesquisa Q8, "Para cada empregado recupere primeiro e último nome do empregado, bem como o primeiro e último nome do seu supervisor imediato", pode ser especificada como mostrado na Figura D5b, na qual as variáveis que começam com E se referem a um empregado, e as que começam com S se referem a um supervisor.

(a)

EMPREGADO	PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
	_FN		_LN			_ADDR				_DX

DEPARTAMENTO	DNOME	DNUMERO	GERSSN	GERDTINICIO
	Pesquisa	_DX		

RESULTADO			
P.	_FN	_LN	_ADDR

(b)

EMPREGADO	PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
	_E1 _S1		_E2 _S2	_XSSN						

RESULTADO				
P.	_E1	_E2	_S1	_S2

FIGURA D.5 Ilustrando JUNÇÃO e relações resultado na QBE. (a) A pesquisa Q1. (b) A pesquisa Q8.

D.2 Agrupamento, Agregação e Modificação de Banco de Dados em QBE

Considere os tipos de pesquisa que precisam de agrupamento ou de funções de agregação. Um operador de agrupamento G. pode ser especificado em uma coluna para indicar que aquelas tuplas poderiam ser agrupadas pelo valor daquela coluna.

2 Uma variável é chamada **elemento exemplo** nos manuais de QBE.

Podem ser especificadas funções comuns, como AVG., SUM., CNT. (count), MAX. e MIN. Na QBE, as funções AVG., SOMA. e CNT. são aplicadas para valores diferentes dentro de um grupo no caso padrão. Se nós queremos essas funções para aplicar em todos os valores, teremos de usar o prefixo ALL.[3] Essa convenção é *diferente* da SQL, na qual o padrão é aplicar uma função para todos os valores.

A Figura D6a mostra a pesquisa Q23, que conta o número de valores de salários *diferentes* existentes na relação EMPREGADO. A pesquisa Q23A (Figura D6b) conta todos os valores de salário, que é o mesmo que contar o número de empregados. A Figura D6c mostra a pesquisa Q24, que recupera cada número de departamento e o número de empregados, bem como o salário médio dentro de cada departamento; conseqüentemente, a coluna DNO é usada para agrupamento, como indicado pela função G. Vários dos operadores G., P. e ALL podem ser especificados em uma única coluna. A Figura D6d mostra a pesquisa Q26, que exibe cada nome de projeto e o número de empregados trabalhando nele — isso para projetos nos quais mais de dois empregados trabalham.

A QBE tem um símbolo de negação ¬ que é, até certo ponto, usado de forma semelhante ao NOT EXISTS da SQL. A Figura D7 mostra a pesquisa Q6, que lista os nomes de empregados que não tenham nenhum dependente. O símbolo de negação ¬ diz que selecionaremos valores da variável _SX da relação EMPREGADO só se eles não estiverem na relação DEPENDENTE. O mesmo efeito pode ser produzido colocando-se um ¬ _SX na coluna ESSN.

(a)

EMPREGADO	PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
								P.CNT.		

(b)

EMPREGADO	PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
								P.CNT.ALL		

(c)

EMPREGADO	PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
				P.CNT.ALL.				P.AVG.ALL		P.G.

(d)

PROJETO	PNOME	PNUMERO	PLOCALIZACAO	DNUM
	P.	_PX		

TRABALHA_EM	ESSN	PNO	HORAS
	P.CNT._EX	G._PX	

CONDICOES

CNT._EX>2

FIGURA D.6 Funções e agrupamento na QBE. (a) A pesquisa Q23. (b) A pesquisa Q23A. (c) A pesquisa Q24. (d) A pesquisa Q26.

Embora a linguagem QBE, conforme originalmente proposta, suporte o equivalente das funções EXISTS e NOT EXISTS da SQL, a implementação da QBE em QMF (sob o sistema DB2) *não* fornece esse apoio. Conseqüentemente, a versão QMF da QBE que discutimos aqui não é *completamente relacional*. Pesquisas como a Q3, "Encontre os empregados que trabalham em *todos os* projetos controlados pelo departamento 5", *não podem* ser especificadas.

Existem três operadores da QBE para modificar o banco de dados: I. para inserção, D. para exclusão e U. para atualização. Os operadores de inserção e exclusão são especificados na coluna template sob o nome da relação, considerando que o operador de atualização é especificado sob as colunas a serem atualizadas. A Figura D8a mostra como inserir uma nova tupla EMPREGADO. Para exclusão, primeiro colocamos o operador D. e, então, especificamos as tuplas a serem apagadas por uma condi-

3 ALL na QBE não é relacionado ao quantificador universal.

ção (Figura D8b). Para atualizar uma tupla, especificamos o operador U. abaixo do nome do atributo, seguido pelo novo valor do atributo. Nós também selecionamos a tupla ou as tuplas a serem atualizadas do modo habitual. A Figura D8c mostra uma requisição de atualização para aumentar o salário de 'John Smith' em 10% e também para designá-lo novamente para o departamento número 4.

A QBE também possui capacidade de definição de dados. As tabelas de um banco de dados podem ser especificadas interativamente, e uma definição de tabela pode ser atualizada pela soma, pela renomeação ou pela remoção de uma coluna. Nós também podemos especificar várias características para cada coluna, por exemplo se isso é uma chave da relação, qual é o seu tipo de dados, e se um índice deve ser criado naquele campo. A QBE também tem funcionalidades para definição de visão, autorização, armazenamento de definições de queries para uso posterior, e assim por diante.

A QBE não usa o estilo 'linear' da SQL; em vez disso, é uma linguagem 'bidimensional' porque os usuários especificam uma pesquisa movimentando-se pela área da tela. Testes com usuários mostraram que a QBE é mais fácil de aprender que a SQL, principalmente para não especialistas. Neste aspecto, a QBE foi a primeira linguagem de banco de dados relacional 'visual' amigável para o usuário (*user-friendly*).

EMPREGADO	PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
	P.		P.	_SX						

DEPENDENTE	ESSN	NOME_DEPENDENTE	SEXO	DATANASC	PARENTESCO
¬	_SX				

FIGURA D.7 Ilustrando negação com a pesquisa Q6.

(a)

EMPREGADO	PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
I.	Richard	K	Marini	653298653	30-dez-52	98 Oak Forest, Katy, TX	M	37000	987654321	4

(b)

EMPREGADO	PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
D.				653298653						

(c)

EMPREGADO	PNOME	MINICIAL	UNOME	SSN	DATANASC	ENDERECO	SEXO	SALARIO	SUPERSSN	DNO
	John		Smith					U._S*1.1		U.4

FIGURA D.8 Modificando o banco de dados com a QBE. (a) Inserção. (b) Exclusão. (c) Atualização.

Mais recentemente foram desenvolvidas várias outras interfaces amigáveis para sistemas de bancos de dados comerciais. O uso de menus, gráficos e formas estão se tornando comuns, hoje. Linguagens de pesquisa visuais, que ainda não são tão comuns, serão provavelmente oferecidas com bancos de dados relacionais comerciais no futuro.

Bibliografia

Abreviações usadas na bibliografia

ACM: Association for Computing Machinery
AFIPS: American Federation of Information Processing Societies
CACM: Communications of the ACM (periódico)
CIKM: Proceedings of the International Conference on Information and Knowledge Management
EDS: Proceedings of the International Conference on Expert Database Systems
ER Conference: Proceedings of the International Conference on Entity-Relationship Approach (atual International Conference on Conceptual Modeling)
ICDE: Proceedings of the IEEE International Conference on Data Engineering
IEEE: Institute of Electrical and Electronics Engineers
IEEE Computer: Computer magazine (periódico) of the IEEE CS
IEEE CS: IEEE Computer Society
IFIP: International Federation for Information Processing
JACM: Jornal da ACM
KDD: Knowledge Discovery in Databases
LNCS: Lecture Notes in Computer Science
NCC: Proceedings of the National Computer Conference (publicação da AFIPS)
OOPSLA: Proceedings of the ACM Conference on Object-Oriented Programming Systems, Languages and Applications
PODS: Proceedings of the ACM Symposium on Principles of Database Systems
SIGMOD: Proceedings of the ACM SIGMOD International Conference on Management of Data
TKDE: *IEEE Transactions on Knowledge and Data Engineering* (periódico)
TOCS: ACM Transactions on Computer Systems (periódico)
TODS: ACM Transactions on Database Systems (periódico)
TOIS: ACM Transactions on Information Systems (periódico)
TOOIS: ACM Transactions on Office Information Systems (periódico)
TSE: *IEEE* Transactions on Software Engineering (periódico)
VLDB: Proceedings of the International Conference on Very Large Data Bases (edições após 1981 disponíveis em Morgan Kaufmann, Menlo Park, Califórnia)

BIBLIOGRAFIA

Abbott, R. e Garcia-Molina, H. [1989] "Scheduling real-time transactions with disk resident data", VLDB, 1989.

Abiteboul, S. e Kanellakis, P. [1989] "Object identity as a query language primitive", in SIGMOD, 1989.

Abiteboul, S. Hull, R. e Vianu, V. [1995] *Foundations of databases*, Addison-Wesley, 1995.

Abrial, J. [1974] "Data semantics", in Klimbie e Koffeman, 1974.

Adam, N. e Gongopadhyay, A. [1993] "Integrating functional and data modeling in a computer integrated manufacturing system", in ICDE, 1993.

Adriaans, P. e Zantinge, D. [1996] *Data mining*, Addison-Wesley, 1996.

Afsarmanesh, H., McLeod, D., Knapp, D. e Parker, A. "An extensible object-oriented approach to databases for VLSI/CAD", in VLDB, 1985.

Agrawal, D. e ElAbbadi, A. [1990] "Storage efficient replicated databases", *TKDE*, 2,3, set. 1990.

Agrawal, R. e Gehani, N. [1989] "ODE: the language e the data model", in SIGMOD, 1989.

Agrawal, R., Gehani, N. e Srinivasan, J. [1990] "OdeView: the graphical interface to ode", in SIGMOD, 1990.

Agrawal, R., Imielinski, T. e Swami A. [1993] "Mining association rules between sets of items in databases", in SIGMOD, 1993.

Agrawal, R., Imielinski, T. e Swami, A., 1993b. "Database mining: a performance perspective", *IEEE TKDE*, 5,6, dez. 1993.
Agrawal, R., Mehta, M. e Shafer, J., e Srikant, R. [1996] "The quest data mining system", in KDD, 1996.
Agrawal, R. e Srikant, R. [1994] "Fast algorithms for mining association rules in large databases", in VLDB, 1994.
Ahad, R. e Basu, A. [1991] "ESQL: a query language for the relational model supporting image domains", in ICDE, 1991.
Aho, A., Beeri, C. e Ullman, J. [1979] "The theory of joins in relational databases", *TODS*, 4, 3, set. 1979.
Aho, A., Sagiv, Y. e Ullman, J., 1979a. "Efficient optimization of a class of relational expressions", *TODS*, 4, 4, dez. 1979.
Aho, A. e Ullman, J. [1979] "Universality of data retrieval languages", *Proceedings of the POPL Conference*, San Antonio Texas, ACM, 1979.
Akl, S. [1983] "Digital signatures: a tutorial survey", *IEEE Computer*, 16,2, fev. 1983.
Alashqur, A., Su, S. e Lam, H. [1989] "OQL: a query language for manipulating object-oriented databases", in VLDB, 1989.
Albano, A., Cardelli, L. e Orsini, R. [1985] "GALILEO: a strongly typed interactive conceptual language", *TODS*, 10,2, jun. 1985.
Allen, F., Loomis, M., e Mannino, M. [1982] "The integrated dictionary/directory system", *ACM Computing Surveys*, 14,2, jun. 1982.
Alonso, G., Agrawal, D., El Abbadi, A. e Mohan, C. [1997] "Functionalities and limitations of current workflow management systems", *IEEE Expert*, 1997.
Amir, A., Feldman, R. e Kashi, R. [1997] "A new and versatile method for association generation", *Information Systems*, 22,6, set. 1997.
Anderson, S., Bankier, A., Barrell, B., deBruijn, M., Coulson, A., Drouin, J., Eperon, I., Nierlich, D., Rose, B., Sanger, F., Schreier, P., Smith, A., Staden, R. e Young, I. "Sequence and organization of the human mitochondrial genome", *Nature*, 290, 457-465, 1981.
Andrews, T. e Harris, C. [1987] "Combining language and database advances in an object-oriented development environment", OOPSLA , 1987.
ANSI, [1975] American National Standards Institute Study Group on Data Base Management Systems: relatório provisório, FDT, 7,2, ACM, 1975.
ANSI, [1986] American National Standards Institute: The database language SQL , Document ANSI X3.135, 1986.
ANSI, 1986a, American National Standards Institute: The database language NDL , Document ANSI X3.133, 1986.
ANSI, American National Standards Institute: Information resource dictionary systems, Document ANSI X3.138, 1989.
Anwar, T., Beck, H. e Navathe, S. [1992] "Knowledge mining by imprecise querying: a classification based approach", in ICDE, 1992.
Apers, P., Hevner, A. e Yao, S. [1983] "Optimization algorithms for distributed queries", *TSE*, 9,1, jan. 1983.
Armstrong, W., [1974] "Dependency structures of data base relationships", *Proceedings of the IFIP Congress*, 1974.
Astrahan, M. et al. [1976] "System R: a relational approach to data base management", *TODS*, 1,2, jun. 1976.
Atkinson, M. e Buneman, P. [1987] "Types and persistence in database programming languages", in *ACM Computing Surveys*, 19,2, jun. 1987.
Atluri, V., Jajodia, S., Keefe, T.F., McCollum, C. e Mukkamala, R. "Multilevel secure transaction processing: status and prospects", in *Database security: status and prospects*, Chapman e Hall, 1997, pp. 790-798.
Atzeni, P. e De Antonellis, V. [1993] *Relational database theory*, Benjamin/Cummings, 1993.
Atzeni, P. Mecca, G. e Merialdo, P. [1997] "To weave the web", in VLDB, 1997.
Bachman, C. [1969] "Data structure diagrams", *Data Base* (bulletin of ACM SIGFIDET), 1,2, mar. 1969.
Bachman, C. [1973] "The programmer as a navigator", CACM, 16,1, nov. 1973.
Bachman, C. [1974] "The data structure set model", in Rustin, 1974.
Bachman, C. e Williams, S. [1964] "A general purpose programming system for random access memories", *Proceedings of the Fall Joint Computer Conference*, AFIPS, 26, 1964.
Badal, D. e Popek, G. [1979] "Cost and performance analysis of semantic integrity validation methods", in SIGMOD, 1979.
Badrinath, B. e Ramamritham, K. [1992] "Semantics-based concurrency control: beyond commutativity", *TODS*, 17,1, mar. 1992.
Baeza-Yates, R. e Larson, P. A. [1989] "Performance of B1-trees with partial expansions", *TKDE*, 1,2, jun. 1989.
Baeza-Yates, R. e Ribero-Neto, B. [1999] Modern information retrieval, Addison-Wesley, 1999.
Balbin, I. e Ramamohanrao, K. [1987] "A generalization of the different approach to recursive query evaluation", *Journal of Logic Programming*, 15,4, 1987.
Bancilhon, F. e Buneman, P., eds. [1990] *Advances in database programming languages*, ACM Press, 1990.

Bancilhon, F., Delobel, C. e Kanellakis, P., eds., [1992] *Building an object-oriented database system: the story of O2*, Morgan Kaufmann, 1992.

Bancilhon, F., Maier, D., Sagiv, Y. e Ullman, J. [1986] "Magic sets and other strange ways to implement logic programs", PODS, 1986.

Bancilhon, F. e Ramakrishnan, R. [1986] "An amateur's introduction to recursive query processing strategies", in SIGMOD, 1986.

Banerjee, J. et al. [1987] "Data model issues for object-oriented applications", *TOOIS*, 5,1, jan. 1987.

Banerjee, J., Kim, W., Kim, H. e Korth, H., 1987a. "Semantics and implementation of schema evolution in object-oriented databases", in SIGMOD, 1987.

Baroody, A. e DeWitt, D. [1981] "An object-oriented approach to database system implementation", *TODS*, 6,4, dez. 1981.

Barsalou, T., Siambela, N., Keller, A. e Wiederhold, G. [1991] "Updating relational databases through object-based views", in SIGMOD, 1991.

Bassiouni, M. [1988] "Single-site and distributed optimistic protocols for concurrency control", *TSE*, 14,8, ago. 1988.

Batini, C., Ceri, S. e Navathe, S. [1992] *Database design: an entity-relationship approach*, Benjamin/Cummings, 1992.

Batini, C., Lenzerini, M. e Navathe, S. [1987] "A comparative analysis of methodologies for database schema integration", ACM *Computing Surveys*, 18,4, dez. 1987.

Batory, D. e Buchmann, A. [1984] "Molecular objects, abstract data types and data models: a framework", in VLDB, 1984.

Batory, D. et al. [1988] "GENESIS: an extensible database management system", *TSE*, 14,11, nov. 1988.

Bayer, R., Graham, M. e Seegmuller, G., eds. [1978] *Operating systems: an advanced course*, Springer-Verlag, 1978.

Bayer, R. e McCreight, E. "Organization and maintenance of large ordered indexes", *Acta informatica*, 1,3, fev. 1972.

Beck, H., Anwar, T. e Navathe, S. [1993] "A conceptual clustering algorithm for database schema design", *TKDE, a publicar.*

Beck, H., Gala, S. e Navathe, S. [1989] "Classification as a query processing technique in the CANDIDE semantic data model", in ICDE, 1989.

Beeri, C., Fagin, R. e Howard, J. [1977] "A complete axiomatization for functional and multivalued dependencies", in SIGMOD, 1977.

Beeri, C. e Ramakrishnan, R. [1987] "On the power of magic", in PODS, 1987.

Benson, D., Boguski, M., Lipman, D. e Ostell, J. "GenBank", *Nucleic Acids Research*, 24,1, 1996.

Ben-Zvi, J. [1982] "The time relational model", dissertação de Ph.D., Universidade da Califórnia, Los Angeles, 1982.

Berg, B. e Roth, J. [1989] *Software for optical disk*, Meckler, 1989.

Berners-Lee, T., Caillian, R., Grooff, J. e Pollermann, B. [1992] "World Wide Web: the information universe", *Electronic networking: research, applications and policy*, 1,2, 1992.

Berners-Lee, T., Caillian, R., Lautonen, A., Nielsen, H. e Secret, A. [1994] "The World Wide Web", CACM, 13,2, ago. 1994.

Bernstein, P., [1976] "Synthesizing third normal form relations from functional dependencies", *TODS*, 1,4, dez. 1976.

Bernstein, P., Blaustein, B. e Clarke, E. [1980] "Fast maintenance of semantic integrity assertions using redundant aggregate data", in VLDB, 1980.

Bernstein, P. e Goodman, N. [1980] "Timestamp-based algorithms for concurrency control in distributed database systems", in VLDB, 1980.

Bernstein, P. e Goodman, N. [1981] "The power of natural semijoins", *SIAM Journal of Computing*, 10,4, dez. 1981.

Bernstein, P. e Goodman, N., 1981a. "Concurrency control in distributed database systems", ACM *Computing Surveys*, 13,2, jun. 1981.

Bernstein, P. e Goodman, N. [1984] "An algorithm for concurrency control and recovery in replicated distributed databases", *TODS*, 9,4, dez. 1984.

Bernstein, P., Hadzilacos, V. e Goodman, N. [1988] *Concurrency control and recovery in database systems*, Addison-Wesley, 1988.

Bertino, E. [1992] "Data hiding and security in object-oriented databases", in ICDE, 1992.

Bertino, E., Catania, B., e Ferrari, E. [2001] "A nested transaction model for multilevel secure database management systems", ACM *transactions on information and system security*, 4,4, nov. 2001, pp. 321-370.

Bertino, E., e Ferrari, E. [1998] "Data security", *Twenty-second annual international conference on computer software and applications*, ago. 1998, pp. 228-237.

Bertino, E. e Kim, W. [1989] "Indexing techniques for queries on nested objects", *TKDE*, 1,2, jun. 1989.

Bertino, E., Negri, M., Pelagatti, G., e Sbattella, L. [1992] "Object-oriented query languages: the notion and the issues", *TKDE*, 4,3, jun. 1992.

Bertino, E., Pagani, E., e Rossi, G. [1992] "Fault tolerance and recovery in mobile computing systems", in Kumar e Han, 1992.
Bertino, F., Rabbitti e Gibbs, S. [1988] "Query processing in a multimedia environment", *TOIS*, 6, 1988.
Bhargava, B., org. [1987] *Concurrency and reliability in distributed systems*, Van Nostrand-Reinhold, 1987.
Bhargava, B. e Helal, A. [1993] "Efficient reliability mechanisms in distributed database systems", CIKM, nov. 1993.
Bhargava, B. e Reidl, J. [1988] "A model for adaptable systems for transaction processing", in ICDE, 1988.
Biliris, A., [1992] "The performance of three database storage structures for managing large objects", in SIGMOD, 1992.
Biller, H. [1979] "On the equivalence of data base schemas — a semantic approach to data translation", *Information Systems*, 4,1, 1979.
Bischoff, J. e T. Alexander, (org.). *Data warehouse: practical advice from the experts*, Prentice-Hall, 1997.
Biskup, J., Dayal, U. e Bernstein, P. [1979] "Synthesizing independent database schemas", in SIGMOD, 1979.
Bjork, A. [1973] "Recovery scenario for a DB/DC system", *Proceedings of the ACM National Conference*, 1973.
Bjorner, D. e Lovengren, H. [1982] "Formalization of database systems and a formal definition of IMS", in VLDB, 1982.
Blaha, M. e Premerlani, W. [1998] *Object-oriented modeling and design for database applications*, Prentice-Hall, 1998.
Blakeley, J., Coburn, N. e Larson, P. [1989] "Updated derived relations: detecting irrelevant e autonomously computable updates", *TODS*, 14,3, set. 989.
Blakeley, J. e Martin, N. [1990] "Join index, materialized view and hybrid-hash join: a performance analysis", in ICDE, 1990.
Blasgen, M. e Eswaran, K. [1976] "On the evaluation of queries in a relational database system", *IBM Systems Journal*, 16,1, jan. 1976.
Blasgen, M. et al. [1981] "System R: an architectural overview", *IBM Systems Journal*, 20,1, jan. 1981.
Bleier, R. e Vorhaus, A. [1968] "File organization in the SDC TDMS", *Proceedings of the IFIP Congress*.
Bocca, J. [1986] "EDUCE — a marriage of convenience: prolog and a relational DBMS", *Proceedings of the Third International Conference on Logic Pogramming*, Springer-Verlag, 1986.
Bocca, J. 1986a. "On the evaluation strategy of EDUCE", in SIGMOD, 1986.
Bodorick, P., Riordon, J. e Pyra, J. [1992] "Deciding on correct distributed query processing", *TKDE*, 4,3, jun. 1992.
Booch, G., Rumbaugh, J. e Jacobson, I. *Unified modeling language user guide*, Addison-Wesley, 1999.
Borgida, A., Brachman, R., McGuinness, D. e Resnick, L. [1989] "CLASSIC: a structural data model for objects", in SIGMOD, 1989.
Borkin, S., "Data model equivalence", in VLDB, 1978.
Bouzeghoub, M. e Metais, E. [1991] "Semantic modelling of object-oriented databases", in VLDB, 1991.
Boyce, R., Chamberlin, D., King, W. e Hammer, M. [1975] "Specifying queries as relational expressions", CACM, 18,11, nov. 1975.
Bracchi, G., Paolini, P. e Pelagatti, G. [1976] "Binary logical associations in data modelling", in Nijssen, 1976.
Brachman, R. e Levesque, H. [1984] "What makes a knowledge base knowledgeable? A view of databases from the knowledge level", in EDS, 1984.
Bratbergsengen, K. [1984] "Hashing methods and relational algebra operators", in VLDB, 1984.
Bray, O. [1988] *Computer integrated manufacturing — the data management strategy*, Digital Press, 1988.
Breitbart, Y., Silberschatz, A. e Thompson, G. [1990] "Reliable transaction management in a multidatabase system", in SIGMOD, 1990.
Brodie, M. e Mylopoulos, J. (org.) [1985] *On knowledge base management systems*, Springer-Verlag, 1985.
Brodie, M., Mylopoulos, J. e Schmidt, J. (org.) [1984] *On conceptual modeling*, Springer-Verlag, 1984.
Brosey, M. e Shneiderman, B. [1978] "Two experimental comparisons of relational and hierarchical database models", *International Journal of Man-Machine Studies*, 1978.
Bry, F. [1990] "Query evaluation in recursive databases: bottom-up and top-down reconciled", *TKDE*, 2, 1990.
Bukhres, O. [1992] "Performance comparison of distributed deadlock detection algorithms", in ICDE, 1992.
Buneman, P. e Frankel, R. [1979] "FQL: a functional query language", in SIGMOD, 1979.
Burkhard, W. [1976] "Hashing and trie algorithms for partial match retrieval", *TODS*, 1,2, jun. 1976, pp. 175-187.
Burkhard, W. [1979] "Partial-match hash coding: benefits of redundancy", *TODS*, 4,2, jun. 1979, pp. 228-239.
Bush, V. [1945] "As we may think", *Atlantic Monthly*, 176, 1, jan. 1945. Reprinted in Kochen, M., org. *The growth of knowledge*, Wiley, 1967.
Byte, [1995] Special issue on mobile computing, jun. 1995.
CACM, [1995] Special issue of the *Communications of the* ACM, on Digital libraries, 38,5, maio 1995.
CACM, [1998] Special issue of the *Communications of the* ACM, on Digital libraries: global scope and unlimited access, 41,4, abr. 1998.

Cammarata, S., Ramachera, P. e Shane, D. [1989] "Extending a relational database with deferred referential integrity checking and intelligent joins", in SIGMOD, 1989.

Campbell, D., Embley, D. e Czejdo, B. [1985] "A relationally complete query language for the entity-relationship model", in ER Conference, 1985.

Cardenas, A. [1985] *Data base management systems*, 2ª ed., Allyn e Bacon, 1985.

Carey, M. et al.. [1986] "The architecture of the EXODUS extensible DBMS", in Dittrich e Dayal, 1986.

Carey, M., DeWitt, D., Richardson, J. e Shekita, E.,1986a. "Object and file management in the EXODUS extensible database system", in VLDB, 1986.

Carey, M., DeWitt, D. e Veenberg, S. [1988] "A data model and query language for Exodus", in SIGMOD, 1988.

Carey, M., Franklin, M., Livny, M. e Shekita, E. [1991] "Data caching tradeoffs in client-server DBMS architectures", in SIGMOD, 1991.

Carlis, J. [1986] "HAS, a relational algebra operator or divide is not enough to conquer", in ICDE, 1986.

Carlis, J. e March, S. [1984] "A descriptive model of physical database design problems e solutions", in ICDE, 1984.

Carroll, J. M., [1995] *Scenario based design: envisioning work e technology in system development*, Wiley, 1995.

Casanova, M., Fagin, R. e Papadimitriou, C. [1981] "Inclusion dependencies and their interaction with functional dependencies", in PODS, 1981.

Casanova, M., Furtado, A. e Tuchermann, L. [1991] "A software tool for modular database design", *TODS*, 16,2, jun. 1991.

Casanova, M., Tuchermann, L., Furtado, A. e Braga, A. [1989] "Optimization of relational schemas containing inclusion dependencies", in VLDB, 1989.

Casanova, M. e Vidal, V. [1982] "Toward a sound view integration method", in PODS, 1982.

Cattell, R. e Skeen, J. [1992] "Object operations benchmark", *TODS*, 17,1, mar. 1992.

Castano, S., DeAntonellio, V., Fugini, M.G. e Pernici, B. [1998] "Conceptual schema analysis: techniques and applications", *TODS*, 23,3, set. 1998, pp. 286-332.

Castano, S., Fugini, M., Martella G. e Samarati, P. [1995] *Database security*, ACM Press and Addison-Wesley, 1995.

Catarci, T., Costabile, M. F., Santucci, G. e Tarantino, L., eds. [1998] *Proceedings of the Fourth International Workshop on Advanced Visual Interfaces*, ACM Press, 1998.

Catarci, T., Costabile, M. F., Levialdi, S. e Batini, C. [1997] "Visual query systems for databases: a survey", *Journal of Visual Languages e Computing*, 8,2, jun. 1997, pp. 215-260.

Cattell, R., org. [1993] *The object database standard: ODMG-93, release 1.2*, Morgan Kaufmann, 1993.

Cattell, R., org. [1997] *The object database standard: ODMG, release 2.0*, Morgan Kaufmann, 1997.

Ceri, S. e Fraternali, P. [1997] *Designing database applications with objects and rules: the IDEA methodology*, Addison-Wesley, 1997.

Ceri, S., Gottlob, G. e Tanca, L. [1990], *Logic programming and databases*, Springer-Verlag, 1990.

Ceri, S., Navathe, S. e Wiederhold, G. "Distribution design of logical database schemas", *TSE*, 9,4, jul. 1983.

Ceri, S., Negri, M. e Pelagatti, G. [1982] "Horizontal data partitioning in database design", in SIGMOD, 1982.

Ceri, S. e Owicki, S. [1983] "On the use of optimistic methods for concurrency control in distributed databases", *Proceedings of the Sixth Berkeley Workshop on Distributed Data Management and Computer Networks*, fev. 1983.

Ceri, S. e Pelagatti, G. [1984] "Correctness of query execution strategies in distributed databases", *TODS*, 8,4, dez. 1984.

Ceri, S. e Pelagatti, G.,1984a. *Distributed databases: principles and systems*, McGraw-Hill, 1984.

Ceri, S. e Tanca, L. [1987] "Optimization of systems of algebraic equations for evaluating datalog queries", in VLDB, 1987.

Cesarini, F. e Soda, G. [1991] "A dynamic hash method with signature", *TODS*, 16,2, jun. 1991.

Chakravarthy, S. [1990] "Active database management systems: requirements, state-of-the-art and an evaluation", in ER Conference, 1990.

Chakravarthy, S. [1991] "Divide and conquer: a basis for augmenting a conventional query optimizer with multiple query processing capabilities", in ICDE, 1991.

Chakravarthy, S., Anwar, E., Maugis, L. e Mishra, D. "Design of sentinel: an object-oriented DBMS with event-based rules", *Information and software technology*, 36,9, 1994.

Chakravarthy, S. et al. [1989] "HiPAC: a research project in active, time constrained database management", relatório técnico final, XAIT-89-02, Xerox Advanced Information Technology, ago. 1989.

Chakravarthy, S., Karlapalem, K., Navathe, S. e Tanaka, A. "Database supported co-operative problem solving", in *International Journal of Intelligent Co-operative Information Systems*, 2,3, set. 1993.

Chakravarthy, U., Grant, J. e Minker, J. [1990] "Logic-based approach to semantic query optimization", *TODS*, 15,2, jun. 1990.

Chalmers, M. e Chitson, P. [1992] "Bead: explorations in information visualization", *Proceedings of the ACM SIGIR International Conference*, jun. 1992.
Chamberlin, D. e Boyce, R. [1974] "SEQUEL: a structured English query language", in SIGMOD, 1984.
Chamberlin, D. et al. [1976] "SEQUEL 2: a unified approach to data definition, manipulation, e control", *IBM Journal of Research and Development*, 20, 6, nov. 1976.
Chamberlin, D. et al. [1981] "A history and evaluation of system R", CACM, 24,10, out. 1981.
Chan, C., Ooi, B. e Lu, H. [1992] "Extensible buffer management of indexes", in VLDB, 1992.
Chandy, K., Browne, J., Dissley, C. e Uhrig, W. [1975] "Analytical models for rollback and recovery strategies in database systems", *TSE*, 1,1, mar. 1975.
Chang, C. [1981] "On the evaluation of queries containing derived relations in a relational database", in Gallaire et al, 1981.
Chang, C. e Walker, A. [1984] "PROSQL: a prolog programming interface with SQL/DS", in EDS, 1984.
Chang, E. e Katz, R. [1989] "Exploiting inheritance and structure semantics for effective clustering and buffering in object-oriented databases", in SIGMOD, 1989.
Chang, N. e Fu, K. [1981] "Picture query languages for pictorial databases", *IEEE Computer*, 14,11, nov. 1981.
Chang, P. e Myre, W. [1988] "OS/2 EE database manager: overview and technical highlights", *IBM Systems Journal*, 27,2, 1988.
Chang, S., Lin, B. e Walser, R. [1979] "Generalized zooming techniques for pictorial database systems", NCC, AFIPS, 48, 1979.
Chatzoglu, P. D. e McCaulay, L. A. [1997] "Requirements capture and analysis: a survey of current practice", *Requirements engineering*, 1997, pp. 75-88.
Chaudhuri, S. e Dayal, U. [1997] "An overview of data warehousing and OLAP technology", ACM *SIGMOD Record*, vol. 26, nº. 1, mar. 1997.
Chen, M. e Yu, P. [1991] "Determining beneficial semijoins for a join sequence in distributed query processing", in ICDE, 1991.
Chen, M., Han, J. e Yu, P. S., [1996] "Data mining: an overview from a database perspective", *TKDE*, 8,6, dez. 1996.
Chen, P. "The entity relationship mode — toward a unified view of data", *TODS*, 1,1, mar. 1976.
Chen, P., Lee E., Gibson G., Katz, R. e Patterson, D. [1994] RAID high performance, reliable secondary storage, ACM *Computing Surveys*, 26, 2, 1994.
Chen, P. e Patterson, D. [1990]. "Maximizing performance in a striped disk array", in *Proceedings of Symposium on Computer Architecture*, IEEE, Nova York, 1990.
Chen, Q. e Kambayashi, Y. [1991] "Nested relation based database knowledge representation", in SIGMOD, 1991.
Cheng, J. [1991] "Effective clustering of complex objects in object-oriented databases", in SIGMOD, 1991.
Cheung, D., Han, J., Ng, V., Fu, A.W. e Fu, A.Y. "A fast and distributed algorithm for mining association rules", in *Proceedings of International Conference on Parallel and Distributed Information Systems*, PDIS, 1996.
Childs, D. [1968] "Feasibility of a set theoretical data structure — a general structure based on a reconstituted definition of relation", *Proceedings of the IFIP Congress*, 1968.
Chimenti, D. et al. [1987] "An overview of the LDL system", MCC relatório técnico #ACA-ST-370-87, Austin, Texas, nov. 1987.
Chimenti, D. et al. [1990] "The LDL system prototype", *TKDE*, 2,1, mar. 1990.
Chin, F. *"Security in statistical databases for queries with small counts"*, *TODS*, 3,1, mar. 1978.
Chin, F. e Ozsoyoglu, G. [1981] "Statistical database design", *TODS*, 6,1, mar. 1981.
Chintalapati, R. Kumar, V. e Datta, A. "An adaptive location management algorithm for mobile computing", *Proceedings of 22nd Annual Conference on Local Computer Networks (LCN '97)*, Minneapolis, 1997.
Chou, H. e Kim, W. [1986] "A unifying framework for version control in a CAD environment", in VLDB, 1986.
Christodoulakis, S. et al. [1984] "Development of a multimedia information system for an office environment", in VLDB, 1984.
Christodoulakis, S. e Faloutsos, C. [1986] "Design and performance considerations for an optical disk-based multimedia object server", *IEEE Computer*, 19,12, dez. 1986.
Chu, W. e Hurley, P. [1982] "Optimal query processing for distributed database systems", *IEEE Transactions on Computers*, 31,9, set. 1982.
Ciborra, C., Migliarese, P. e Romano, P. "A methodological inquiry of organizational noise in socio technical systems", *Human Relations*, 37,8, 1984.
Claybrook, B. [1983] *File management techniques*, Wiley, 1983.

Claybrook, B. [1992] *OLTP: OnLine transaction processing systems*, Wiley, 1992.
Clifford, J. e Tansel, A. "On an algebra for historical relational databases: two views", in SIGMOD, 1985.
Clocksin, W. F. e Mellish, C. S. [1984] *Programming in prolog*, 2ª ed., Springer-Verlag, 1984.
CODASYL [1978] Data Description Language Journal of Development, Canadian Government Publishing Centre, 1978.
Codd, E. [1970] "A relational model for large shared data banks", CACM, 13,6, jun. 1970.
Codd, E. [1971] "A data base sublanguage founded on the relational calculus", *Proceedings of the ACM SIGFIDET Workshop on Data Description, Access and Control*, nov. 1971.
Codd, E. [1972] "Relational completeness of data base sublanguages", in Rustin, 1972.
Codd, E., 1972a. "Further normalization of the data base relational model", in Rustin, 1972.
Codd, E. [1974] "Recent investigations in relational database systems", *Proceedings of the IFIP Congress*, 1974.
Codd, E. [1978] "How about recently? (english dialog with relational data bases using rendezvous version 1)", in Shneiderman, 1978.
Codd, E. [1979] "Extending the database relational model to capture more meaning", *TODS*, 4,4, dez. 1979.
Codd, E. [1982] "Relational database: a practical foundation for productivity", CACM, 25,2, dez. 1982.
Codd, E. [1985] "Is your DBMS really relational?" e "Does your DBMS run by the rules?", *Computer World*, 14 e 21 out., 1985.
Codd, E. [1986] "An evaluation scheme for database management systems that are claimed to be relational", in ICDE, 1986.
Codd, E. [1990] *Relational Model for Data Management-Version 2*, Addison-Wesley, 1990.
Codd, E. F., Codd, S. B. e Salley, C. T. [1993] "Providing OLAP (On-line analytical processing) to user analyst: an IT mandate", a white paper at http://www.arborsoft.com/OLAP.html, 1993.
Comer, D. [1979] "The ubiquitous B-tree", *ACM Computing Surveys*, 11,2, jun. 1979.
Comer, D. [1997] *Computer networks and internets*, Prentice-Hall, 1997.
Cornelio, A. e Navathe, S. [1993] "Applying active database models for simulation", in *Proceedings of 1993 Winter Simulation Conference*, IEEE, Los Angeles, dez. 1993.
Cosmadakis, S., Kanellakis, P. C. e Vardi, M. [1990] "Polynomial-time implication problems for unary inclusion dependencies", *JACM*, 37,1, 1990, pp. 15-46.
Cruz, I. [1992] "Doodle: a visual language for object-oriented databases", in SIGMOD, 1992.
Curtice, R. [1981] "Data dictionaries: an assessment of current practice and problems", in VLDB, 1981.
Cuticchia, A., Fasman, K., Kingsbury, D., Robbins, R. e Pearson, P. [1993] "The GDB human genome database anno 1993", *Nucleic Acids Research*, 21,13, 1993.
Czejdo, B., Elmasri, R., Rusinkiewicz, M. e Embley, D. [1987] "An algebraic language for graphical query formulation using an extended entity-relationship model", *Proceedings of the ACM Computer Science Conference*, 1987.
Dahl, R. e Bubenko, J. [1982] "IDBD: an interactive design tool for CODASYL DBTG type databases", in VLDB, 1982.
Dahl, V. [1984] "Logic programming for constructive database systems", in EDS, 1984.
Das, S. [1992] *Deductive databases and logic programming*, Addison-Wesley, 1992.
Date, C. [1983] *An Introduction to database systems*, vol. 2, Addison-Wesley, 1983.
Date, C. [1983a] "The outer join", *Proceedings of the Second International Conference on Databases (ICOD-2)*, 1983.
Date, C. [1984] "A critique of the SQL database language", *ACM SIGMOD Record*, 14,3, nov. 1984.
Date, C. [1995] *An introduction database systems*, 6ª ed., Addison-Wesley, 1995.
Date, C. J. e Darwen, H. [1993] *A guide to the SQL standard*, 3ª ed., Addison-Wesley.
Date, C. e White, C. [1989] *A guide to DB2*, 3ª ed., Addison-Wesley, 1989.
Date, C. e White, C. [1988a] *A guide to SQL/DS*, Addison-Wesley, 1988.
Davies, C. [1973] "Recovery semantics for a DB/DC system", *Proceedings of the ACM National Conference*, 1973.
Dayal, U. e Bernstein, P. [1978] "On the updatability of relational views", in VLDB, 1978.
Dayal, U. Hsu, M. e Ladin, R. [1991] "A transaction model for long-running activities", in VLDB, 1991.
Dayal, U. et al. [1987] "PROBE final report", relatório técnico CCA-87-02, Computer Corporation of America, dez. 1987.
DBTG [1971], relatório da CODASYL Data Base Task Group, ACM, abr. 1971.
Delcambre, L., Lim, B. e Urban, S. [1991] "Object-centered constraints", in ICDE, 1991.
DeMarco, T. [1979] *Structured analysis and system specification*, Prentice-Hall, 1979.
DeMichiel, L. [1989] "Performing operations over mismatched domains", in ICDE, 1989.
Denning, D. [1980] "Secure statistical databases with random sample queries", *TODS*, 5,3, set. 1980.
Denning, D. e Denning, P. [1979] "Data security", *ACM Computing Surveys*, 11,3, set. 1979, pp. 227-249.

Deshpande, A. [1989] "An implementation for nested relational databases", relatório técnico, dissertação de Ph.D., Universidade de Indiana, 1989.

Devor, C. e Weeldreyer, J. [1980] "DDTS: a testbed for distributed database research", *Proceedings of the ACM Pacific Conference*, 1980.

Dewire, D. [1993] *Client server computing*, McGraw-Hill, 1993.

DeWitt, D. et al. [1984] "Implementation techniques for main memory databases", in SIGMOD, 1984.

DeWitt, D. et al. [1990] "The gamma database machine project", *TKDE*, 2,1, mar. 1990.

DeWitt, D., Futtersack, P., Maier, D. e Velez, F. [1990] "A study of three alternative workstation server architectures for object-oriented database systems", in VLDB, 1990.

Dhawan, C. [1997] *Mobile computing*, McGraw-Hill, 1997.

Dietrich, S., Friesen, O. e W. Calliss. [1998] "On deductive and object-oriented databases: the VALIDITY experience", relatório técnico, Universidade Estadual do Arizona, 1999.

Diffie, W. e Hellman, M. [1979] "Privacy and authentication", *Proceedings of the IEEE*, 67,3, mar. 1979.

Dipert, B. e Levy M. [1993] *Designing with flash memory*, Annabooks, 1993.

Dittrich, K. [1986] "Object-oriented database systems: the notion and the issues", in Dittrich e Dayal, 1986.

Dittrich, K. e Dayal, U., eds. [1986] *Proceedings of the International Workshop on Object-Oriented Database Systems*, IEEE CS, Pacific Grove, CA, set. 1986.

Dittrich, K., Kotz, A. e Mulle, J. [1986] "An event/trigger mechanism to enforce complex consistency constraints in design databases", *ACM SIGMOD Record*, 15,3, 1986.

Dodd, G. [1969] "APL — a language for associative data handling in PL/I", *Proceedings of the Fall Joint Computer Conference*, AFIPS, 29, 1969.

Dodd, G. [1969] "Elements of data management systems", *ACM Computing Surveys*, 1,2, jun. 1969.

Dogac, A., Ozsu, M. T., Bilins, A. e Sellis, T., eds. [1994] *Advances in object-oriented databases systems*, Springer-Verlag, 1994.

Dogac, A. [1998] Special section on electronic commerce, *ACM SIGMOD Record*, 27,4, dez. 1998.

Dos Santos, C., Neuhold, E. e Furtado, A. [1979] "A data type approach to the entity-relationship model", in ER Conference, 1979.

Du, D. e Tong, S. [1991] "Multilevel extendible hashing: a file structure for very large databases", *TKDE*, 3,3, set. 1991.

Du, H. e Ghanta, S. [1987] "A framework for efficient IC/VLSI CAD databases", in ICDE, 1987.

Dumas, P. et al. [1982] "MOBILE-burotique: prospects for the future", in Naffah, 1982.

Dumpala, S. e Arora, S. [1983] "Schema translation using the entity-relationship approach", in ER Conference, 1983.

Dunham, M. e Helal, A. [1995] "Mobile computing and databases: anything new?", *ACM SIGMOD Record*, 24,4, dez. 1995.

Dwyer, S. et al. [1982] "A diagnostic digital imaging system", *Proceedings of the IEEE CS Conference on Pattern Recognition and Image Processing*, jun. 1982.

Eastman, C. [1987] "Database facilities for engineering design", *Proceedings of the IEEE*, 69,10, out. 1981.

EDS [1984] *Expert Database Systems*, Kerschberg, L., org. (*Proceedings of the First International Workshop on Expert Database Systems*, Kiawah Island, SC, out. 1984), Benjamin/Cummings, 1986.

EDS [1986] *Expert Database Systems*, Kerschberg, L., org. (*Proceedings of the First International Conference on Expert Database Systems*, Charleston, SC, abr. 1986), Benjamin/Cummings, 1987.

EDS [1988] *Expert Database Systems*, Kerschberg, L., org. (*Proceedings of the Second International Conference on Expert Database Systems*, Tysons Corner, VA, abr. 1988), Benjamin/Cummings.

Eick, C. [1991] "A methodology for the design and transformation of conceptual schemas", in VLDB, 1991.

ElAbbadi, A. e Toueg, S. [1988] "The group paradigm for concurrency control", in SIGMOD, 1988.

ElAbbadi, A. e Toueg, S. [1989] "Maintaining availability in partitioned replicated databases", *TODS*, 14,2, jun. 1989.

Ellis, C. e Nutt, G. [1980] "Office information systems and computer science", *ACM Computing Surveys*, 12,1, mar. 1980.

Elmagarmid A. K., org. [1992] *Database transaction models for advanced applications*, Morgan Kaufmann, 1992.

Elmagarmid, A., Leu, Y., Litwin, W. e Rusinkiewicz, M. [1990] "A multidatabase transaction model for interbase", in VLDB, 1990.

Elmasri, R., James, S. e Kouramajian, V. [1993] "Automatic class and method generation for object-oriented databases", *Proceedings of the Third International Conference on Deductive and Object-Oriented Databases (DOOD-93)*, Phoenix, AZ, dez. 1993.

Elmasri, R., Kouramajian, V. e Fernando, S. [1993] "Temporal database modeling: an object-oriented approach", CIKM, nov. 1993.

Elmasri, R. e Larson, J. [1985] "A graphical query facility for ER databases", in ER Conference, 1985.

Elmasri, R., Larson, J. e Navathe, S. [1986] "Schema Integration algorithms for federated databases and logical database design", Honeywell CSDD, relatório técnico CSC-86-9, 8212, jan. 1986.

Elmasri, R., Srinivas, P. e Thomas, G. [1987] "Fragmentation and query decomposition in the ECR model", in ICDE, 1987.

Elmasri, R., Weeldreyer, J. e Hevner, A. [1985] "The category concept: an extension to the entity-relationship model", *International Journal on Data and Knowledge Engineering*, 1,1, maio 1985.

Elmasri, R. e Wiederhold, G. [1979] "Data model integration using the structural Model", in SIGMOD, 1979.

Elmasri, R. e Wiederhold, G. [1980] "Structural properties of relationships and their representation", NCC, AFIPS, 49, 1980.

Elmasri, R. e Wiederhold, G. [1981] "GORDAS: a formal, high-level query language for the entity-relationship Model", in ER Conference, 1981.

Elmasri, R. e Wuu, G. [1990] "A temporal model and query language for ER databases", in ICDE, 1990, in VLDB, 1990.

Elmasri, R. e Wuu, G. [1990a.] "The time index: an access structure for temporal data", in VLDB, 1990.

Engelbart, D. e English, W. [1968] "A research center for augmenting human intellect", *Proceedings of the Fall Joint Computer Conference*, AFIPS, dez. 1968.

Epstein, R., Stonebraker, M. e Wong, E. [1978] "Distributed query processing in a relational database system", in SIGMOD, 1978.

ER Conference [1979] *Entity-relationship approach to systems analysis and design*, Chen, P., orgs. (*Proceedings of the First International Conference on Entity-Relationship Approach*, Los Angeles, dez. 1979), North-Holland, 1980.

ER Conference [1981] *Entity-relationship approach to information modeling and analysis*, Chen, P., orgs. (*Proceedings of the Second International Conference on Entity-Relationship Approach*, Washington, out. 1981), Elsevier Science, 1981.

ER Conference [1983] *Entity-Relationship Approach to Software Engineering*, Davis, C., Jajodia, S., Ng, P. e Yeh, R., eds. (*Proceedings of the Third International Conference on Entity-Relationship Approach*, Anaheim, CA, out. 1983), North-Holland, 1983.

ER Conference [1985] *Proceedings of the Fourth International Conference on Entity-Relationship Approach*, Liu, J., org., Chicago, out. 1985, IEEE CS.

ER Conference [1986] *Proceedings of the Fifth International Conference on Entity-Relationship Approach*, Spaccapietra, S., org., Dijon, nov. 1986, Express-Tirages.

ER Conference [1987] *Proceedings of the Sixth International Conference on Entity-Relationship Approach*, March, S., org., Nova York, nov. 1987.

ER Conference [1988] *Proceedings of the Seventh International Conference on Entity-Relationship Approach*, Batini, C., org., Roma, nov. 1988.

ER Conference [1989] *Proceedings of the Eighth International Conference on Entity-Relationship Approach*, Lochovsky, F., org., Toronto, out. 1989.

ER Conference [1990] *Proceedings of the Ninth International Conference on Entity-Relationship Approach*, Kangassalo, H., org., Lausanne, set. 1990.

ER Conference [1991] *Proceedings of the Tenth International Conference on Entity-Relationship Approach*, Teorey, T., org., San Mateo, CA, out. 1991.

ER Conference [1992] *Proceedings of the Eleventh International Conference on Entity-Relationship Approach*, Pernul, G. e Tjoa, A., orgs., Karlsruhe, out. 1992.

ER Conference [1993] *Proceedings of the Twelfth International Conference on Entity-Relationship Approach*, Elmasri, R. e Kouramajian, V., orgs., Arlington, Texas, dez. 1993.

ER Conference [1994] *Proceedings of the Thirteenth International Conference on Entity-Relationship Approach*, Loucopoulos, P. e Theodoulidis, B., orgs., Manchester, dez. 1994.

ER Conference [1995] *Proceedings of the Fourteenth International Conference on ER-OO Modeling*, Papazouglou, M. e Tari, Z., org., Brisbane, dez. 1995.

ER Conference [1996] *Proceedings of the Fifteenth International Conference on Conceptual Modeling*, Thalheim, B., org., Cottbus, out. 1996.

ER Conference [1997] *Proceedings of the Sixteenth International Conference on Conceptual Modeling*, Embley, D., org., Los Angeles, out. 1997.

ER Conference [1998] *Proceedings of the Seventeenth International Conference on Conceptual Modeling*, Ling, T.-K., org., Cingapura, nov. 1998.

Eswaran, K. e Chamberlin, D. [1975] "Functional specifications of a subsystem for database integrity", in VLDB, 1975.

Eswaran, K., Gray, J., Lorie, R. e Traiger, I. [1976] "The notions of consistency and predicate locks in a data base system", CACM, 19,11, nov. 1976.

Everett, G., Dissly, C. e Hardgrave, W. [1971] *RFMS user manual*, TRM-16, Computing Center, Universidade do Texas em Austin, 1981.

Fagin, R. [1977] "Multivalued dependencies and a new normal form for relational databases", *TODS*, 2,3, set. 1977.

Fagin, R. [1979] "Normal forms and relational database operators", in SIGMOD, 1979.

Fagin, R. [1981] "A normal form for relational databases that is based on domains and keys", *TODS*, 6,3, set. 1981.

Fagin, R., Nievergelt, J., Pippenger, N. e Strong, H. [1979] "Extendible hashing — a fast access method for dynamic files", *TODS*, 4,3, set. 1979.

Falcone, S. e Paton, N. [1997] "Deductive object-oriented database systems: a survey", *Proceedings of the Third International Workshop Rules in Database Systems (RIDS'97)*, Skovde, Suécia, jun. 1997.

Faloutsos, C. [1996] *Searching multimedia databases by content*, Kluwer, 1996.

Faloutsos, G. e Jagadish, H. [1992] "On B-tree indices for skewed distributions", in VLDB, 1992.

Faloutsos, C., Barber, R., Flickner, M., Hafner, J., Niblack, W., Perkovic, D., e Equitz, W. [1994] "Efficient and effective querying by image content", in *Journal of Intelligent Information Systems*, 3,4, 1994.

Farag, W. e Teorey, T. [1993] "FunBase: a function-based information management system", CIKM, nov. 1993.

Farahmand, F., Navathe, S. B., e Enslow, P. H. [2002] "Electronic commerce and security — management perspective", *INFORMS 7th Annual Conference on Informations Systems and Technology, CIST 2002*, nov. 2002 (http://www.sba.uconn.edu/OPIM/CIST/).

Fernandez, E., Summers, R. e Wood, C. *Database security and integrity*, Addison-Wesley, 1981.

Ferrier, A. e Stangret, C. [1982] "Heterogeneity in the distributed database management system SIRIUS-DELTA", in VLDB, 1982.

Fishman, D. et al. [1986] "IRIS: an object-oriented DBMS", *TOOIS*, 4,2, abr. 1986.

Folk, M. J., Zoellick, B. e Riccardi, G. [1998] *File structures: an object-oriented approach with* C++, 3ª ed., Addison-Wesley, 1998.

Ford, D., Blakeley, J. e Bannon, T. [1993] "Open OODB: a modular object-oriented DBMS", in SIGMOD, 1993.

Ford, D. e Christodoulakis, S. [1991] "Optimizing rendom retrievals from CLV format optical disks", in VLDB, 1991.

Foreman, G. e Zahorjan, J. [1994] "The Challenges of Mobile Computing" *IEEE Computer*, abr. 1994.

Fowler, M. e Scott, K. [1997] *UML distilled*, Addison-Wesley, 1997.

Franaszek, P., Robinson, J. e Thomasian, A. [1992] "Concurrency control for high contention environments", *TODS*, 17,2, jun. 1992.

Franklin, F. et al. [1992] "Crash recovery in client-server EXODUS", in SIGMOD, 1992.

Fraternali, P. [1999] "Tools and approaches for data intensive Web applications: a survey, ACM *Computing Surveys*, 31,3, set. 1999.

Frenkel, K. [1991] "The human genome project and informatics", CACM, nov. 1991.

Friesen, O., Gauthier-Villars, G., Lefelorre, A. e Vieille, L. "Applications of deductive object-oriented databases using DEL", in Ramakrishnan, 1995.

Furtado, A. [1978] "Formal aspects of the relational model", *Information Systems*, 3,2, 1978.

Gadia, S. [1988] "A homogeneous relational model and query language for temporal databases", *TODS*, 13,4, dez. 1988.

Gait, J. [1988] "The optical file cabinet: a random-access file system for write-once optical disks", *IEEE Computer*, 21,6, jun. 1988.

Gallaire, H. e Minker, J., eds. [1978] *Logic and databases*, Plenum Press, 1978.

Gallaire, H., Minker, J. e Nicolas, J. [1984] "Logic and databases: a deductive approach", ACM *Computing Surveys*, 16,2, jun. 1984.

Gallaire, H., Minker, J. e Nicolas, J., eds. [1981] *Advances in database theory*, vol. 1, Plenum Press, 1981.

Gamal-Eldin, M., Thomas, G. e Elmasri, R. [1988] "Integrating relational databases with support for updates", *Proceedings of the International Symposium on Databases in Parallel and Distributed Systems*, IEEE CS, dez. 1988.

Gane, C. e Sarson, T. [1977] *Structured systems analysis: tools and techniques*, Improved Systems Technologies, 1977.

Gangopadhyay, A. e Adam, N. [1997] *Database issues in geographic information systems*, Kluwer Academic Publishers, 1997.

Garcia-Molina, H. [1982] "Elections in distributed computing systems", *IEEE Transactions on Computers*, 31,1, jan. 1982.

Garcia-Molina, H. [1983] "Using semantic knowledge for transaction processing in a distributed database", *TODS*, 8,2, jun. 1983.

Gehani, N., Jagdish, H. e Shmueli, O. [1982] "Composite event specification in active databases: model and implementation", in VLDB, 1992.
Georgakopoulos, D., Rusinkiewicz, M. e Sheth, A. [1991] "On serializability of multidatabase transactions through forced local conflicts", in ICDE, 1991.
Gerritsen, R. [1975] "A preliminary system for the design of DBTG data structures", CACM, 18,10, out. 1975.
Ghosh, S. [1984] "An application of statistical databases in manufacturing testing", in ICDE, 1984.
Ghosh, S. [1986] "Statistical data reduction for manufacturing testing", in ICDE, 1986.
Gifford, D. [1979] "Weighted voting for replicated data", *Proceedings of the Seventh ACM Symposium on Operating Systems Principles*, 1979.
Gladney, H. [1989] "Data replicas in distributed information services", *TODS*, 14,1, mar. 1989.
Gogolla, M. e Hohenstein, U. [1991] "Towards a semantic view of an extended entity-relationship model", *TODS*, 16,3, set. 1991.
Goldberg, A. e Robson, D. [1983] *Smalltalk-80: the language and its implementation*, Addison-Wesley, 1983.
Goldfine, A. e Konig, P. [1988] *A technical overview of the information resource dictionary system (IRDS)*, 2ª ed., NBS IR 88-3700, National Bureau of Standards.
Gotlieb, L. [1975] "Computing joins of relations", in SIGMOD, 1975.
Graefe, G. [1993] "Query evaluation techniques for large databases", ACM *Computing Surveys*, 25,2, jun. 1993.
Graefe, G. e DeWitt, D. [1987] "The EXODUS optimizer generator", in SIGMOD, 1987.
Gravano, L. e Garcia-Molina, H. [1997] "Merging ranks from heterogeneous sources", in VLDB, 1997.
Gray, J. [1978] "Notes on data base operating systems", in Bayer, Graham e Seegmuller, 1978.
Gray, J. [1981] "The transaction concept: virtues and limitations", in VLDB, 1981.
Gray, J., Lorie, R. e Putzulo, G. [1975] "Granularity of locks and degrees of consistency in a shared data base", in Nijssen, 1975.
Gray, J., McJones, P. e Blasgen, M. [1981] "The recovery manager of the system R Database Manager", ACM *Computing Surveys*, 13,2, jun. 1981.
Gray, J. e Reuter, A. [1993] *Transaction processing: concepts and techniques*, Morgan Kaufmann, 1993.
Griffiths, P. e Wade, B. [1976] "An authorization mechanism for a relational database system", *TODS*, 1,3, set. 1976.
Grochowski, E. e Hoyt, R. F. [1996] "Future trends in hard disk drives", *IEEE Transactions on Magnetics*, 32,3, maio 1996.
Grosky, W. [1994] "Multimedia information systems", in *IEEE Multimedia*, 1,1, primavera 1994.
Grosky, W. [1997] "Managing multimedia information in database systems", CACM, 40,12, dez. 1997.
Grosky, W., Jain, R. e Mehrotra, R., eds. [1997] *The handbook of multimedia information management*, Prentice-Hall PTR, 1997.
Guttman, A. [1984] "R-trees: a dynamic index structure for spatial searching", in SIGMOD, 1984.
Gwayer, M. [1996] *Oracle designer/2000 web server generator technical overview* (versão 1,3,2), relatório técnico, Oracle Corporation, set. 1996.
Halsaal, F. [1996] *Data communications, computer networks and open systems*, 4ª ed., Addison-Wesley, 1996.
Haas, P., Naughton, J., Seshadri, S. e Stokes, L. [1995] "Sampling-based estimation of the number of distinct values of an attribute", in VLDB, 1995.
Haas, P. e Swami, A. [1995] "Sampling-based selectivity estimation for joins using augmented frequent value Statistics", in ICDE, 1995.
Hachem, N. e Berra, P. [1992] "New order preserving access methods for very large files derived from linear hashing", *TKDE*, 4,1, fev. 1992.
Hadzilacos, V. [1983] "An operational model for database system reliability", in *Proceedings of SIGACT-SIGMOD Conference*, mar. 1983.
Hadzilacos, V. [1986] "A theory of reliability in database systems", 1986.
Haerder, T. e Rothermel, K. [1987] "Concepts for transaction recovery in nested transactions", in SIGMOD, 1987.
Haerder, T. e Reuter, A. [1983] "Principles of transaction oriented database recovery — a taxonomy", ACM *Computing Surveys*, 15,4, set. 1983, pp. 287-318.
Hall, P. [1976] "Optimization of a single relational expression in a relational data base system", *IBM Journal of Research and Development*, 20,3, maio 1976.
Hamilton, G., Catteli, R. e Fisher, M. [1997] *JDBC database access with Java — a tutorial and annotated reference*, Addison Wesley, 1997.
Hammer, M. e McLeod, D. [1975] "Semantic integrity in a relational data base system", in VLDB, 1975.
Hammer, M. e McLeod, D. [1981] "Database description with SDM: a semantic data model", *TODS*, 6,3, set. 1981.

Hammer, M. e Sarin, S. [1978] "Efficient monitoring of database assertions", in SIGMOD, 1978.
Han e Kamber, M. *Data mining: concepts and techniques*, Morgan Kaufmann, San Francisco, 2001.
J. Han, J. Pei e Y. Yin. "Mining frequent patterns without candidate generation", Proc. ACM SIGMOD Conference, 2000.
Hanson, E. [1992] "Rule condition testing and action execution in Ariel", in SIGMOD, 1992.
Hardgrave, W. [1984] "BOLT: a retrieval language for tree-structured database systems", in TOU, 1984.
Hardgrave, W. [1980] "Ambiguity in processing boolean queries on TDMS tree structures: a study of four different philosophies", *TSE*, 6,4, jul. 1980.
Harrington, J. [1987] *Relational database management for microcomputer: design and implementation*, Holt, Rinehart e Winston, 1987.
Harris, L. [1978] "The ROBOT system: natural language processing applied to data base query", *Proceedings of the ACM National Conference*, dez. 1978.
Haskin, R. e Lorie, R. [1982] "On extending the functions of a relational database system", in SIGMOD, 1982.
Hasse, C. e Weikum, G. [1991] "A performance evaluation of multi-level transaction management", in VLDB, 1991.
Hayes-Roth, F., Waterman, D. e Lenat, D., eds. [1983] *Building expert systems*, Addison-Wesley, 1983.
Hayne, S. e Ram, S. [1990] "Multi-user view integration system: an expert system for view integration", in ICDE, 1990.
Heiler, S. e Zdonick, S. "Object views: extending the vision", in ICDE, 1990.
Heiler, S., Hardhvalal, S., Zdonik, S., Blaustein, B. e Rosenthal, A. [1992] "A flexible framework for transaction management in engineering environment", in Elmagarmid, 1992.
Helal, A., Hu, T., Elmasri, R. e Mukherjee, S. [1993] "Adaptive transaction scheduling", CIKM, nov. 1993.
Held, G. e Stonebraker, M. [1978] "B-Trees Reexamined", CACM, 21,2, fev. 1978.
Henschen, L. e Naqvi S. [1984] "On compiling queries in recursive first-order databases", *JACM*, 31,1, jan. 1984.
Hernandez, H. e Chan., E. [1991] "Constraint-time-maintainable BCNF database schemes", *TODS*, 16,4, dez. 1991.
Herot, C. [1980] "Spatial management of data", *TODS*, 5,4, dez. 1980.
Hevner, A. e Yao, S. [1979] "Query processing in distributed database systems", *TSE*, 5,3, maio 1979.
Hoffer, J. [1982] "An empirical investigation with individual differences in database models", *Proceedings of the Third International Information Systems Conference*, dez. 1982.
Holland, J. [1975] *Adaptation in natural and artificial systems*, University of Michigan Press, 1975
Holsapple, C. e Whinston, A., eds. [1987] *Decisions support systems theory and application*, Springer-Verlag, 1987.
Holtzman J. M. e Goodman D. J., eds. [1993] *Wireless communications: future directions*, Kluwer, 1993.
Hsiao, D. e Kamel, M. [1989] "Heterogeneous databases: proliferation, issues and solutions", *TKDE*, 1,1, mar. 1989.
Hsu, A. e Imielinsky, T. [1985] "Integrity checking for multiple updates", in SIGMOD, 1985.
Hull, R. e King, R. [1987] "Semantic database modeling: survey, applications, and research issues", *ACM Computing Surveys*, 19,3, set. 1987.
IBM [1978] QBE Terminal Users Guide, Form Number SH20-2078-0.
IBM [1992] Systems Application Architecture Common Programming Interface Database Level 2 Reference, Document Number SC26-4798-01.
ICDE [1984] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Shuey, R., org., Los Angeles, abr. 1984.
ICDE [1986] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Wiederhold, G., org., Los Angeles, fev. 1986.
ICDE [1987] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Wah, B., org., Los Angeles, fev. 1987.
ICDE [1988] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Carlis, J., org., Los Angeles, fev. 1988.
ICDE [1989] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Shuey, R., org., Los Angeles, fev. 1989.
ICDE [1990] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Liu, M., org., Los Angeles, fev. 1990.
ICDE [1991] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Cercone, N., e Tsuchiya, M., eds., Kobe, abr. 1991.
ICDE [1992] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Golshani, F., org., Phoenix, AZ, fev. 1992.
ICDE [1993] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Elmagarmid, A., e Neuhold, E., orgs., Viena, abr. 1993.
ICDE [1994] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, 1994.
ICDE [1995] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Yu, P. S., e Chen, A. L. A., orgs., Taipei, 1995.
ICDE [1996] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Su, S. Y. W., org., New Orleans, 1996.

ICDE [1997] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Gray, A., e Larson, P. A., orgs., Birmingham, 1997.
ICDE [1998] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Orlando, Flórida, 1998.
ICDE [1999] *Proceedings of the IEEE CS International Conference on Data Engineering*, Sydney, 1999.
IGES [1983] International Graphics Exchange Specification Version 2, National Bureau of Standards, U.S. Department of Commerce, jan. 1983.
Imielinski, T. e Badrinath, B. [1984] "Mobile wireless computing: challenges in data management", *CACM*, 37,10, out. 1994.
Imielinski, T. e Lipski, W. [1981] "On representing incomplete information in a relational database", in VLDB, 1981.
Informix [1998] "Web integration option for informix dynamic server", disponível em http://www.infomix.com.
Inmon, W. H. [1992] *Building the data warehouse*, Wiley, 1992.
Ioannidis, Y. e Kang, Y. [1990] "Randomized algorithms for optimizing large join queries", in SIGMOD, 1990.
Ioannidis, Y. e Kang, Y. [1991] "Left-deep vs. bushy trees: an analysis of strategy spaces and its implications for query optimization", in SIGMOD, 1991.
Ioannidis, Y. e Wong, E. [1988] "Transforming non-linear recursion to linear recursion", in EDS, 1988.
Iossophidis, J. [1979] "A translator to convert the DDL of ERM to the DDL of system 2000", in ER Conference, 1979.
Irani, K., Purkayastha, S. e Teorey, T. [1979] "A designer for DBMS-processable logical database structures", in VLDB, 1979.
Jacobson, I., Christerson, M., Jonsson, P. e Overgaard, G. [1992] *Object-oriented software engineering: a use case driven approach*, Addison-Wesley, 1992.
Jagadish, H. [1989] "Incorporating hierarchy in a relational model of data", in SIGMOD, 1989.
Jagadish, H. [1987] "Content-based indexing and retrieval", in Grosky et al, 1997.
Jajodia, S. e Kogan, B. [1990] "Integrating an object-oriented data model with multilevel security", *IEEE Symposium on Security and Privacy*, maio 1990, pp. 76-85.
Jajodia, S. e Mutchler, D. [1990] "Dynamic voting algorithms for maintaining the consistency of a replicated database", *TODS*, 15,2, jun. 1990.
Jajodia, S., Ng, P. e Springsteel, F. [1983] "The problem of equivalence for entity-relationship diagrams", *TSE*, 9,5, set. 1983.
Jajodia, S. e Sandhu, R. [1991] "Toward a multilevel secure relational data model", in SIGMOD, 1991.
Jardine, D., org. [1977] *The ANSI/SPARC DBMS model*, North-Holland, 1977.
Jarke, M. e Koch, J. [1984] "Query optimization in database systems", *ACM Computing Surveys*, 16,2, jun. 1984.
Jensen, C. e Snodgrass, R. [1992] "Temporal specialization", in ICDE, 1992.
Jensen, C. et al. [1994] "A glossary of temporal database concepts", *ACM SIGMOD Record*, 23,1, mar. 1994.
Johnson, T. e Shasha, D. [1993] "The performance of current B-tree algorithms", *TODS*, 18,1, mar. 1993.
Joshi, J. B. D., Aref, W. G., Ghafoor, A. e Spafford, E. H. [2001] "Security models for Web-based applications", *Communications of the ACM*, fev. 2001, pp. 38-44.
Kaefer, W. e Schoening, H. [1992] "Realizing a temporal complex-object data model", in SIGMOD, 1992.
Kamel, I. e Faloutsos, C. [1993] "On packing R-trees", CIKM, nov. 1993.
Kamel, N. e King, R. [1985] "A model of data distribution based on texture analysis", in SIGMOD, 1985.
Kapp, D. e Leben, J. [1978] *IMS programming techniques*, Van Nostrand-Reinhold, 1978.
Kappel, G. e Schrefl, M. [1991] "Object/behavior diagrams", in ICDE, 1991.
Karlapalem, K., Navathe, S. B. e Ammar, M. [1996] "Optimal redesign policies to support dynamic processing of applications on a distributed relational database system", *Information Systems*, 21,4, 1996, pp. 353-367.
Katz, R. [1985] *Information management for engineering design: surveys in computer science*, Springer-Verlag, 1985.
Katz, R. e Wong, E. [1982] "Decompiling CODASYL DML into relational queries", *TODS*, 7,1, mar. 1982.
KDD [1996] *Proceedings of the Second International Conference on Knowledge Discovery in Databases and Data Mining*, Portland, Oregon, ago. 1996.
Kedem, Z. e Silberschatz, A. [1980] "Non-two phase locking protocols with shared and exclusive locks", in VLDB, 1980.
Keller, A. [1982] "Updates to relational database through views involving joins", in Scheuermann, 1982.
Kemp, K. [1993] "Spatial databases: sources and issues", in *Environmental modeling with GIS*, Oxford University Press, Nova York, 1993.
Kemper, A., Lockemann, P. e Wallrath, M. [1987] "An object-oriented database system for engineering applications", in SIGMOD, 1987.

Kemper, A., Moerkotte, G. e Steinbrunn, M. [1992] "Optimizing boolean expressions in object bases", in VLDB, 1992.
Kemper, A. e Wallrath, M. [1987] "An analysis of geometric modeling in database systems", ACM *Computing Surveys*, 19,1, mar. 1987.
Kent, W. [1978] *Data and reality*, North-Holland, 1978.
Kent, W. [1979] "Limitations of record-based information models", *TODS*, 4,1, mar. 1979.
Kent, W. [1991] "Object-oriented database programming languages", in VLDB, 1991.
Kerschberg, L., Ting, P. e Yao, S. [1982] "Query optimization in star computer networks", *TODS*, 7,4, dez. 1982.
Ketabchi, M. A., Mathur, S., Risch, T. e Chen, J. [1990] "Comparative analysis of RDBMS and OODBMS: a case study", *IEEE International Conference on Manufacturing*, 1990.
Khoshafian, S. e Baker A. [1996] *Multimedia and imaging databases*, Morgan Kaufmann, 1996.
Khoshafian, S., Chan, A., Wong, A. e Wong, H. K. T. [1992] *Developing client server applications*, Morgan Kaufmann, 1992.
Kifer, M. e Lozinskii, E. [1986] "A framework for an efficient implementation of deductive databases", *Proceedings of the Sixth Advanced Database Symposium*, Tóquio, ago. 1986.
Kim, P. [1996] "A taxonomy on the architecture of database gateways for the Web", Working Paper TR-96-U-10, Chungnam National University, Taejon, Coréia do Sul (disponível em http://grigg.chungnam.ac.kr/projects/UniWeb).
Kim, W. [1982] "On optimizing an SQL-like nested query", *TODS*, 3,3, set. 1982.
Kim, W. [1989] "A model of queries for object-oriented databases", in VLDB, 1989.
Kim, W. [1990] "Object-oriented databases: definition and research directions", *TKDE*, 2,3, set. 1990.
Kim W. [1995] *Modern database systems: the object model, interoperability and beyond*, ACM Press, Addison-Wesley, 1995.
Kim, W., Reiner, D., e Batory, D., eds. [1985] *Query processing in database systems*, Springer-Verlag, 1985.
Kim, W. et al. [1987] "Features of the ORION object-oriented database system", Microelectronics and Computer Technology Corporation, relatório técnico ACA-ST-308-87, set. 1987.
Kimball, R. [1996] *The data warehouse toolkit*, Wiley, Inc., 1996.
King, J. [1981] "QUIST: a system for semantic query optimization in relational databases", in VLDB, 1981.
Kitsuregawa, M., Nakayama, M. e Takagi, M. [1989] "The effect of bucket size tuning in the dynamic hybrid GRACE hash join method", in VLDB, 1989.
Klimbie, J. e Koffeman, K., eds. [1974] *Data base management*, North-Holland, 1974.
Klug, A. [1982] "Equivalence of relational algebra and relational calculus query languages having aggregate functions", JACM, 29,3, jul. 1982.
Knuth, D. [1973] *The art of computer programming, vol. 3: sorting and searching*, Addison-Wesley, 1973.
Kogelnik, A. [1998] "Biological information management with application to human genome data", tese de doutorado, Georgia Institute of Technology e Emory University, 1998.
Kogelnik, A., Lott, M., Brown, M., Navathe, S. e Wallace, D. [1998] "MITOMAP: a human mitochondrial genome database — 1998 update", *Nucleic Acids Research*, 26,1, jan. 1998.
Kogelnik, A., Navathe, S. e Wallace, D. [1997] "GENOME: a system for managing human genome project data", *Proceedings of Genome Informatics '97, Eighth Workshop on Genome Informatics*, Tóquio: Human Genome Center, Universidade de Tóquio, dez. 1997.
Kohler, W. [1981] "A survey of techniques for synchronization and recovery in decentralized computer systems", ACM *Computing Surveys*, 13,2, jun. 1981.
Konsynski, B., Bracker, L. e Bracker, W. [1982] "A model for specification of office communications", *IEEE Transactions on Communications*, 30,1, jan. 1982.
Korfhage, R. [1991] "To see, or not to see: is that the query?", *Proceedings of the* ACM *SIGIR International Conference*, jun. 1991.
Korth, H. [1983] "Locking primitives in a database system", JACM, 30,1, jan. 1983.
Korth, H., Levy, E. e Silberschatz, A. [1990] "A formal approach to recovery by compensating transactions", in VLDB, 1990.
Kotz, A., Dittrich, K., Mulle, J. [1988] "Supporting semantic rules by a generalized event/trigger mechanism", in VLDB, 1988.
Krishnamurthy, R., Litwin, W. e Kent, W. [1991] "Language features for interoperability of databases with semantic discrepancies", in SIGMOD, 1991.
Krishnamurthy, R. e Naqvi, S. [1988] "Database updates in logic programming, rev. 1", MCC relatório técnico #ACA-ST-010-88, rev. 1, set. 1988.
Krishnamurthy, R. e Naqvi, S. [1989] "Non-deterministic choice in datalog", *Proceedings of the Third International Conference on Data and Knowledge Bases*, Jerusalém, jun. 1989.

Krovetz, R. e Croft B. [1992] "Lexical ambiguity and information retrieval", *TOIS*, 10, abr. 1992.
Kulkarni K., Carey, M., DeMichiel, L., Mattos, N., Hong, W. e Ubell M. "Introducing reference types and cleaning up SQL3's object model", *ISO WG3 Report X3H2-95-456*, nov. 1995.
Kumar, A. [1991] "Performance measurement of some main memory recovery algorithms", in ICDE, 1991.
Kumar, A. e Segev, A. [1993] "Cost and availability tradeoffs in replicated concurrency control", *TODS*, 18,1, mar. 1993.
Kumar, A. e Stonebraker, M. [1987] "Semantics based transaction management techniques for replicated data", in SIGMOD, 1987.
Kumar, V. e Han, M., orgs. [1992] *Recovery mechanisms in database systems*, Prentice-Hall, 1992.
Kumar, V. e Hsu, M. [1998] *Recovery mechanisms in database systems*, Prentice-Hall (PTR), 1998.
Kumar, V. e Song, H. S. [1998] Database recovery, Kluwer Academic, 1998.
Kung, H. e Robinson, J. [1981] "Optimistic concurrency control", *TODS*, 6,2, jun. 1981.
Lacroix, M. e Pirotte, A. [1977] "Domain-oriented relational languages", in VLDB, 1977.
Lacroix, M. e Pirotte, A. [1977a.] "ILL: an english structured query language for relational data bases", in Nijssen, 1977.
Lamport, L. [1978] "Time, clocks and the ordering of events in a distributed system", CACM, 21,7, jul. 1978.
Langerak, R. [1990] "View updates in relational databases with an independent Scheme", *TODS*, 15,1, mar. 1990.
Lanka, S. e Maios, E. [1991] "Fully persistent B1-trees", in SIGMOD, 1991.
Larson, J. [1983] "Bridging the gap between network and relational database management systems", *IEEE Computer*, 16,9, set. 1983.
Larson, J., Navathe, S. e Elmasri, R. [1989] "Attribute equivalence and its use in schema integration", *TSE*, 15,2, abr. 1989.
Larson, P. [1978] "Dynamic hashing", *BIT*, 18, 1978.
Larson, P. [1981] "Analysis of index-sequential files with overflow chaining", *TODS*, 6,4, dez. 1981.
Laurini, R. e Thompson, D. [1992] *Fundamentals of spatial information systems*, Academic Press, 1992.
Lehman, P. e Yao, S. [1981] "Efficient locking for concurrent operations on B-trees", *TODS*, 6,4, dez. 1981.
Lee, J., Elmasri, R. e Won, J. [1998] "An integrated temporal data model incorporating time series concepts", *Data and Knowledge Engineering*, 24, 1998, pp. 257-276.
Lehman, T. e Lindsay, B. [1989] "The starburst long field manager", in VLDB, 1989.
Leiss, E. [1982] "Randomizing: a practical method for protecting statistical databases against compromise", in VLDB, 1982.
Leiss, E. [1982a.] *Principles of data security*, Plenum Press, 1982.
Lenzerini, M. e Santucci, C. [1983] "Cardinality constraints in the entity relationship model", in ER Conference, 1983.
Leung, C., Hibler, B. e Mwara, N. [1992] "Picture retrieval by content description", in *Journal of Information Science*, 1992, pp. 111-119.
Levesque, H. [1984] "The logic of incomplete knowledge bases", in Brodie et al., ch. 7, 1984.
Li, W., Seluk Candan, K., Hirata, K. e Hara, Y. [1998] "Hierarchical image modeling for object-based media retrieval in DKE", 27,2, set. 1998, pp. 139-176.
Lien, E. e Weinberger, P. [1978] "Consistency, concurrency and crash recovery", in SIGMOD, 1978.
Lieuwen, L. e DeWitt, D. [1992] "A transformation-based approach to optimizing loops in database programming languages", in SIGMOD, 1992.
Lilien, L. e Bhargava, B. [1985] "Database integrity block construct: concepts and design issues", *TSE*, 11,9, set. 1985.
Lin, J. e Dunham, M. H. [1998] "Mining association rules", in ICDE, 1998.
Lindsay, B. et al. [1984] "Computation and communication in R*: a distributed database manager", *TOCS*, 2,1, jan. 1984.
Lippman R. [1987] "An introduction to computing with neural nets", *IEEE ASSP Magazine*, abr. 1987.
Lipski, W. [1979] "On semantic issues connected with incomplete information", *TODS*, 4,3, set. 1979.
Lipton, R., Naughton, J. e Schneider, D. [1990] "Practical selectivity estimation through adaptive sampling", in SIGMOD, 1990.
Liskov, B. e Zilles, S. [1975] "Specification techniques for data abstractions", *TSE*, 1,1, mar. 1975.
Litwin, W. [1980] "Linear hashing: a new tool for file and table addressing", in VLDB, 1980.
Liu, K. e Sunderraman, R. [1988] "On representing indefinite and may be information in relational databases", in ICDE, 1988.
Liu, L. e Meersman, R. [1992] "Activity model: a declarative approach for capturing communication behavior in object-oriented databases", in VLDB, 1992.
Livadas, P. [1989] *File structures: theory and practice*, Prentice-Hall, 1989.
Lockemann, P. e Knutsen, W. [1968] "Recovery of disk contents after system failure", CACM, 11,8, ago. 1968.
Lorie, R. [1977] "Physical integrity in a large segmented database", *TODS*, 2,1, mar. 1977.

Lorie, R. e Plouffe, W. [1983] "Complex objects and their use in design transactions", in SIGMOD, 1983.
Lozinskii, E. [1986] "A problem-oriented inferential database system", *TODS*, 11,3, set. 1986.
Lu, H., Mikkilineni, K. e Richardson, J. [1987] "Design and evaluation of algorithms to compute the transitive closure of a database relation", in ICDE, 1987.
Lubars, M., Potts, C. e Richter, C. [1993] "A review of the state of practice in requirements modeling", *IEEE International Symposium on Requirements Engineering*, San Diego, CA, 1993.
Lucyk, B. [1993] *Advanced topics in DB2*, Addison-Wesley, 1993.
Maguire, D., Goodchild, M. e Rhind D., org. [1997] *Geographical information systems: principles and applications*, vols. 1 e 2, Longman Scientific and Technical, Nova York.
Mahajan, S., Donahoo. M. J., Navathe, S. B., Ammar, M. e Malik, S. [1998] "Grouping techniques for update propagation in intermittently connected databases", in ICDE, 1998.
Maier, D. [1983] *The theory of relational databases*, Computer Science Press, 1983.
Maier, D., Stein, J., Otis, A. e Purdy, A. [1986] "Development of an object-oriented DBMS", OOPSLA, 1986.
Malley, C. e Zdonick, S. [1986] "A knowledge-based approach to query optimization", in EDS, 1986.
Maier, D. e Warren, D. S. [1988] *Computing with logic*, Benjamin Cummings, 1988.
Mannila, H., Toivonen, H. e Verkamo A. [1994] "Efficient algorithms for discovering association rules", in KDD-94, *AAAI Workshop on Knowledge Discovery in Databases*, Seattle, 1994.
Manola. F. [1998] "Towards a richer Web object model", *ACM SIGMOD Record*, 27,1, mar. 1998.
March, S. e Severance, D. [1977] "The determination of efficient record segmentations and blocking factors for shared files", *TODS*, 2,3, set. 1977.
Mark, L., Roussopoulos, N., Newsome, T. e Laohapipattana, P. [1992] "Incrementally maintained network to relational mappings", *Software practice & experience*, 22,12, dez. 1992.
Markowitz, V. e Raz, Y. [1983] "ERROL: an entity-relationship, role oriented, query language", in ER Conference, 1983.
Martin, J., Chapman, K. e Leben, J. [1989] *DB2-concepts, design and programming*, Prentice-Hall, 1989.
Martin, J. e Odell, J. [1992] *Object oriented analysis and design*, Prentice Hall, 1992.
Maryanski, F. [1980] "Backend database machines", *ACM Computing Surveys*, 12,1, mar. 1980.
Masunaga, Y. [1987] "Multimedia databases: a formal framework", *Proceedings of the IEEE Office Automation Symposium*, abr. 1987.
Mattison, R., *Data warehousing: strategies, technologies and techniques*, McGraw-Hill, 1996.
McFadden, F. e Hoffer, J. [1988] *Database management*, 2ª ed., Benjamin/Cummings, 1988.
McFadden, F. R. e Hoffer, J. A. [1994] *Modern database management*, 4ª ed., Benjamin Cummings, 1994.
McGee, W. [1977] "The information management system IMS/VS, part I: general structure and operation", *IBM Systems Journal*, 16,2, jun. 1977.
McLeish, M. [1989] "Further results on the security of partitioned dynamic statistical databases", *TODS*, 14,1, mar. 1989.
McLeod, D. e Heimbigner, D. [1985] "A federated architecture for information systems", *TOOIS*, 3,3, jul. 1985.
Mehrotra, S. et al. [1992] "The concurrency control problem in multidatabases: characteristics and solutions", in SIGMOD, 1992.
Melton, J., Bauer, J. e Kulkarni, K. [1991] "Object ADTs (with improvements for value ADTs)", *ISO WG3 Report X3H2-91-083*, abr. 1991.
Melton, J. e Mattos, N. [1996] *An overview of SQL3 — the emerging new generation of the SQL standard*, tutorial nº T5, VLDB, Bombay, set. 1996.
Melton, J. e Simon, A. R. [1993] *Understanding the new SQL: a complete guide*, Morgan Kaufmann.
Menasce, D., Popek, G. e Muntz, R. [1980] "A locking protocol for resource coordination in distributed databases", *TODS*, 5,2, jun. 1980.
Mendelzon, A. e Maier, D. [1979] "Generalized mutual dependencies and the decomposition of database relations", in VLDB, 1979.
Mendelzon, A., Mihaila, G. e Milo, T. [1997] "Querying the World Wide Web", *Journal of Digital Libraries*, 1,1, abr. 1997.
Metais, E., Kedad, Z., Comyn-Wattiau, C. e Bouzeghoub, M. "Using linguistic knowledge in view integration: toward a third generation of tools", in DKE 23,1, jun. 1977.
Mikkilineni, K. e Su, S. [1988] "An evaluation of relational join algorithms in a pipelined query processing environment", *TSE*, 14,6, jun. 1988.
Miller, N. [1987] *File structures using PASCAL*, Benjamin Cummings, 1987.

Minoura, T. e Wiederhold, G. [1981] "Resilient extended true-copy token scheme for a distributed database", *TSE*, 8,3, maio 1981.
Missikoff, M. e Wiederhold, G. [1984] "Toward a unified approach for expert and database systems", in EDS, 1984.
T. Mitchell. *Machine learning*, McGraw Hill, Nova York, 1997.
Mitschang, B. [1989] "Extending the relational algebra to capture complex objects", in VLDB, 1989.
Mohan, C. [1993] "IBM's relational database products: features and technologies", in SIGMOD, 1993.
Mohan, C., Haderle, D., Lindsay, B., Pirahesh, H. e Schwarz, P. [1992] "ARIES: a transaction recovery method supporting fine-granularity locking and partial rollbacks using write-ahead logging", *TODS*, 17,1, mar. 1992.
Mohan, C. e Levine, F. [1992] "ARIEL/IM: an efficient and high-concurrency index management method using write-ahead logging", in SIGMOD, 1992.
Mohan, C. e Narang, I. "Algorithms for creating indexes for very large tables without quiescing updates", in SIGMOD, 1992.
Mohan, C. et al. [1992] "ARIEL: a transaction recovery method supporting fine-granularity locking and partial rollbacks using write-ahead logging", *TODS*, 17,1, mar. 1992.
Morris, K., Ullman, J. e VanGelden, A. [1986] "Design overview of the NAIL! system", *Proceedings of the Third International Conference on Logic Programming*, Springer-Verlag, 1986.
Morris, K. et al. [1987] "YAWN! (Yet another window on NAIL!), in ICDE, 1987.
Morris, R. [1968] "Scatter storage techniques", CACM, 11,1, jan. 1968.
Morsi, M., Navathe, S. e Kim, H. [1992] "An extensible object-oriented database testbed", in ICDE, 1992.
Moss, J. [1982] "Nested transactions and reliable distributed computing", *Proceedings of the Symposium on Reliability in Distributed Software and Database Systems*, IEEE CS, jul. 1982.
Motro, A. [1987] "Superviews: virtual integration of multiple databases", *TSE*, 13,7, jul. 1987.
Mukkamala, R. [1989] "Measuring the effect of data distribution and replication models on performance evaluation of distributed systems", in ICDE, 1989.
Mumick, I., Finkelstein, S., Pirahesh, H. e Ramakrishnan, R. [1990] "Magic is relevant", in SIGMOD, 1990.
Mumick, I., Pirahesh, H. e Ramakrishnan, R. [1990] "The magic of duplicates and aggregates", in VLDB, 1990.
Muralikrishna, M. [1992] "Improved unnesting algorithms for join and aggregate SQL queries", in VLDB, 1992.
Muralikrishna, M. e DeWitt, D. [1988] "Equi-depth histograms for estimating selectivity factors for multi-dimensional queries", in SIGMOD, 1988.
Mylopolous, J., Bernstein, P. e Wong, H. [1980] "A language facility for designing database-intensive applications", *TODS*, 5,2, jun. 1980.
Naish, L. e Thom, J. [1983] "The MU-PROLOG deductive database", relatório técnico 83/10, Department of Computer Science, Universidade de Melbourne, 1983.
Navathe, S. [1980] "An intuitive view to normalize network-structured data", in VLDB, 1980.
Navathe, S. e Ahmed, R. "A temporal relational model and query language" [1989], *Information Sciences*, 47,2, mar. 1989, pp. 147-175.
Navathe, S., Ceri, S., Wiederhold, G. e Dou, J. [1984] "Vertical partitioning algorithms for database design", *TODS*, 9,4, dez. 1984.
Navathe, S., Elmasri, R. e Larson, J. [1986] "Integrating user views in database design", *IEEE Computer*, 19,1, jan. 1986.
Navathe, S. e Gadgil, S. [1982] "A methodology for view integration in logical database design", in VLDB, 1982.
Navathe, S. B. Karlapalem, K. e Ra, M. Y. [1996] "A mixed fragmentation methodology for the initial distributed database design", *Journal of Computers and Software Engineering*, 3,4, 1996.
Navathe, S. e Kerschberg, L. [1986] "Role of data dictionaries in database design", *Information and Management*, 10,1, jan. 1986.
Navathe, S. e Pillalamarri, M. [1988] "Toward making the ER approach object-oriented", in ER Conference, 1988.
Navathe, S., Sashidhar, T. e Elmasri, R., [1984a.] "Relationship merging in schema integration", in VLDB, 1984.
Navathe, S. e Savasere, A. [1996] "A practical schema integration facility using an object-oriented approach", in *Multidatabase Systems* (A. Elmagarmid e O. Bukhres, eds.), Prentice-Hall, 1996.
Navathe, S. B., Savasere, A., Anwar, T. M., Beck, H. e Gala, S. [1994] "Object modeling using classification in CANDIDE and its application", in Dogac et al, 1994.
Navathe, S. e Schkolnick, M. [1978] "View representation in logical database design", in SIGMOD, 1978.
Negri, M., Pelagatti, S. e Sbatella, L. [1991] "Formal semantics of SQL queries", *TODS*, 16,3, set. 1991.
Ng, P. [1981] "Further analysis of the entity-relationship approach to database design", *TSE*, 7,1, jan. 1981.

Nicolas, J. [1978] "Mutual dependencies and some results on undecomposable relations", in VLDB, 1978.
Nicolas, J. [1997] "Deductive object-oriented databases, technology, products and applications: where are we?", *Proceedings of the Symposium on Digital Media Information Base (DMIB'97)*, Nara, Japão, nov. 1997.
Nicolas, J., Phipps, G., Derr, M. e Ross, K. [1991] "Glue-NAIL!: a deductive database system", in SIGMOD, 1991.
Nievergelt, J. [1974] "Binary search trees and file organization", *ACM Computing Surveys*, 6,3, set. 1974.
Nievergelt, J., Hinterberger, H. e Seveik, K. [1984] "The grid file: an adaptable symmetric multikey file structure", *TODS*, 9,1, mar. 1984, pp. 38-71.
Nijssen, G., org. [1976] *Modelling in data base management systems*, North-Holland, 1976.
Nijssen, G., org. [1977] *Architecture and models in data base management systems*, North-Holland, 1977.
Nwosu, K., Berra, P. e Thuraisingham, B., eds. [1996] *Design and implementation of multimedia database management systems*, Kluwer Academic, 1996.
Obermarck, R. [1982] "Distributed deadlock detection algorithms", *TODS*, 7,2, jun. 1982.
Oh, Y-C. [1999] "Secure database modeling and design", tese de doutorado, College of Computing, Georgia Institute of Technology, mar. 1999.
Ohsuga, S. [1982] "Knowledge based systems as a new interactive computer system of the next generation", in *Computer Science and Technologies*, North-Holland, 1982.
Olle, T. [1978] *The CODASYL approach to data base management*, Wiley, 1978.
Olle, T., Sol, H. e Verrijn-Stuart, A., orgs. [1982] *Information system design methodology*, North-Holland, 1982.
Omiecinski, E. e Scheuermann, P. [1990] "A parallel algorithm for record clustering", *TODS*, 15,4, dez. 1990.
Omura, J. K. [1990] "*Novel applications of cryptography in digital Communications*", *IEEE Communications* 28,5, maio 1990, pp. 21-29.
O'Neill, P. [1994] *Database: principles, programming, performance*, Morgan Kaufmann, 1994.
Oracle [1992a.] *RDBMS database administrator's guide*, Oracle, 1992.
Oracle [1992b.] *Performance tuning guide*, version 7.0, Oracle, 1992.
Oracle [1997a.] *Oracle 8 server concepts*, vols. 1 e 2, release 8-0, Oracle Corporation, 1997.
Oracle [1997b.] *Oracle 8 server distributed database systems*, release 8.0, 1997.
Oracle [1997c.] *PL/SQL user's guide and reference*, release 8.0, 1997.
Oracle [1997d.] *Oracle 8 server SQL reference*, release 8.0, 1997.
Oracle [1997e.] *Oracle 8 parallel server, concepts and administration*, release 8.0, 1997.
Oracle [1997f.] *Oracle 8 server spatial cartridge, user's guide and reference*, release 8.0.3, 1997.
Osborn, S. [1977] *Normal forms for relational databases*, tese de doutorado, Universidade de Waterloo, 1977.
Osborn, S. [1979] "Towards a universal relation interface", in VLDB, 1979.
Osborn, S. [1989] "The role of polymorphism in schema evolution in an object-oriented database", *TKDE*, 1,3, set. 1989.
Ozsoyoglu, G., Ozsoyoglu, Z. e Matos, V. [1985] "Extending relational algebra and relational calculus with set valued attributes and aggregate functions", *TODS*, 12,4, dez. 1987.
Ozsoyoglu, Z. e Yuan, L. [1987] "A new normal form for nested relations", *TODS*, 12,1, mar. 1987.
Ozsu, M. T. e Valduriez, P. [1999] *Principles of distributed database systems*, 2ª ed., Prentice-Hall, 1999.
Papadimitriou, C. [1979] "The serializability of concurrent database updates", *JACM*, 26,4, out. 1979.
Papadimitriou, C. [1986] *The theory of database concurrency control*, Computer Science Press, 1986.
Papadimitriou, C. e Kanellakis, P. [1979] "On concurrency control by multiple versions", *TODS*, 9,1, mar. 1974.
Papazoglou, M. e Valder, W. [1989] *Relational database management: a systems programming approach*, Prentice-Hall, 1989.
Paredaens, J. e Van Gucht, D. [1992] "Converting nested algebra expressions into flat algebra expressions", *TODS*, 17,1, mar. 1992.
Parent, C. e Spaccapietra, S. [1985] "An algebra for a general entity-relationship model", *TSE*, 11,7, jul. 1985.
Paris, J. [1986] "Voting with witnesses: a consistency scheme for replicated files", in ICDE, 1986.
Park, J., Chen, M. e Yu, P. [1995] "An effective hash based algorithm for mining association rules", in SIGMOD, 1995.
Paton, A. W., org. [1999] *Active rules in database systems*, Springer Verlag, 1999.
Paton, N. W. e Diaz, O. [1999] Survey of active database systems, *ACM Computing Surveys*.
Patterson, D., Gibson, G. e Katz, R. [1988] "A case for redundant arrays of inexpensive disks (RAID)", in SIGMOD, 1988.
Paul, H. et al. [1987] "Architecture and implementation of the Darmstadt database kernel system", in SIGMOD, 1987.
Pazandak, P. e Srivastava, J. "Evaluating object DBMSs for multimedia", *IEEE Multimedia*, 4,3, pp. 34-49.
PDES [1991] "A high-lead architecture for implementing a PDES/STEP data sharing environment", Publication Number PT 1017.03.00, PDES Inc., maio 1991.

Pearson, P., Francomano, C., Foster, P., Bocchini, C., Li, P. e McKusick, V. [1994] "The status of online mendelian inheritance in man (OMIM) medio 1994", *Nucleic Acids Research* 22,17, 1994.
Peckham, J. e Maryanski, F. [1988] "Semantic data models", *ACM Computing Surveys*, 20,3, set. 1988, pp. 153-189.
Pfleeger, C. P. [1997] *Security in computing*, Prentice Hall, 1997.
Phipps, G., Derr, M., Ross, K. [1991] "Glue-NAIL!: a deductive database system", in SIGMOD, 1991.
Piatesky-Shapiro, G. e Frauley, W., eds. [1991] *Knowledge discovery in databases*, AAAI Press/MIT Press, 1991.
Pistor P. e Anderson, F. [1986] "Designing a generalized NF2 model with an SQL-type language interface", in VLDB, 1986, pp. 278-285.
Pitoura, E., Bukhres, O. e Elmagarmid, A. [1995] "Object orientation in multidatabase systems", *ACM Computing Surveys*, 27,2, jun. 1995.
Pitoura, E. e Samaras, G. [1998] *Data management for mobile computing*, Kluwer, 1998.
Poosala, V., Ioannidis, Y., Haas, P. e Shekita, E. [1996] "Improved histograms for selectivity estimation of range predicates", in SIGMOD, 1996.
Potter, B., Sinclair, J. e Till, D. [1991] *An introduction to formal specification and Z*, Prentice-Hall, 1991.
Rabitti, F., Bertino, E., Kim, W. e Woelk, D. [1991] "A model of authorization for next-generation database systems", *TODS*, 16,1, mar. 1991.
Ramakrishnan, R., org. [1995] *Applications of logic databases*, Kluwer Academic, 1995.
Ramakrishnan, R. [1997] *Database management systems*, McGraw-Hill, 1997.
Ramakrishnan, R., Srivastava, D. e Sudarshan, S. [1992] "{CORAL}: {C}ontrol, {R}elations and {L}ogic", in VLDB, 1992.
Ramakrishnan, R., Srivastava, D., Sudarshan, S. e Sheshadri, P. [1993] "Implementation of the {CORAL} deductive database system", in SIGMOD, 1993.
Ramakrishnan, R. e Ullman, J. [1995] "Survey of research in deductive database systems", *Journal of Logic Programming*, 23,2, 1995, pp. 125-149.
Ramamoorthy, C. e Wah, B. [1979] "The placement of relations on a distributed relational database", *Proceedings of the First International Conference on Distributed Computing Systems*, IEEE CS, 1979.
Ramesh, V. e Ram, S. [1997] "Integrity constraint integration in heterogeneous databases an enhanced methodology for schema integration", *Information Systems*, 22,8, dez. 1997, pp. 423-446.
Reed, D. [1983] "Implementing atomic actions on decentralized data", *TOCS*, 1,1, fev. 1983.
Reisner, P. [1977] "Use of psychological experimentation as an aid to development of a query language", *TSE*, 3,3, maio 1977.
Reisner, P. [1981] "Human factors studies of database query languages: a survey and assessment", *ACM Computing Surveys*, 13,1, mar. 1981.
Reiter, R. [1984] "Towards a logical reconstruction of relational database theory", in Brodie et al., ch. 8, 1984.
Ries, D. e Stonebraker, M. [1977] "Effects of locking granularity in a database management system", *TODS*, 2,3, set. 1977.
Rissanen, J. [1977] "Independent components of relations", *TODS*, 2,4, dez. 1977.
Robbins, R. [1993] "Genome informatics: requirements and challenges", *Proceedings of the Second International Conference on Bioinformatics, Supercomputing and Complex Genome Analysis*, World Scientific Publishing, 1993.
Roth, M. e Korth, H. [1987] "The design of non-1NF relational databases into nested normal form", in SIGMOD, 1987.
Roth, M. A., Korth, H. F. e Silberschatz, A. [1988] Extended algebra and calculus for non-1NF relational databases", *TODS*, 13,4, 1988, pp. 389-417.
Rothnie, J. et al. [1980] "Introduction to a system for distributed databases (SDD-1)", *TODS*, 5,1, mar. 1980.
Roussopoulos, N. [1991] "An incremental access method for view-cache: concept, algorithms and cost analysis", *TODS*, 16,3, set. 1991.
Rozen, S. e Shasha, D. [1991] "A framework for automating physical database design", in VLDB, 1991.
Rudensteiner, E. [1992] "Multiview: a methodology for supporting multiple views in object-oriented databases", in VLDB, 1992.
Ruemmler, C. e Wilkes, J. [1994] "An introduction to disk drive modeling", *IEEE Computer*, 27,3, mar. 1994, pp. 17-27.
Rumbaugh, J., Blaha, M., Premerlani, W., Eddy, F., e Lorensen, W. [1991] *Object oriented modelng and design*, Prentice-Hall, 1991.
Rusinkiewicz, M. et al. [1988] "OMNIBASE — a loosely coupled: design and implementation of a multidatabase system", *IEEE Distributed Processing Newsletter*, 10,2, nov. 1988.
Rustin, R., org. [1972] *Data base systems*, Prentice-Hall, 1972.
Rustin, R., org. [1974] *Proceedings of the BJNAV2*.

Sacca, D. e Zaniolo, C. [1987] "Implementation of recursive queries for a data language based on pure horn clauses", *Proceedings of the Fourth International Conference on Logic Programming*, MIT Press, 1986.

Sadri, F. e Ullman, J. [1982] "Template dependencies: a large class of dependencies in relational databases and its complete axiomatization", *JACM*, 29,2, abr. 1982.

Sagiv, Y. e Yannakakis, M. [1981] "Equivalence among relational expressions with the union and difference operators", *JACM*, 27,4, nov. 1981.

Sakai, H. [1980] "Entity-relationship approach to conceptual schema design", in SIGMOD, 1980.

Salzberg, B. [1988] *File structures: an analytic approach*, Prentice-Hall, 1988.

Salzberg, B. et al. [1990] "FastSort: a distributed single-input single-output external sort", in SIGMOD, 1990.

Salton, G. e Buckley, C. [1991] "Global text matching for information retrieval" in *Science*, 253, ago. 1991.

Samet, H. [1990] *The design and analysis of spatial data structures*, Addison-Wesley, 1990.

Samet, H. [1990a.] *Applications of spatial data structures: computer graphics, image processing and GIS*, Addison-Wesley, 1990.

Sammut, C. e Sammut, R. [1983] "The implementation of UNSW-PROLOG", *The Australian Computer Journal*, maio 1983.

Sarasua, W. e O'Neill, W. [1999] GIS in transportation, in Taylor e Francis [1999].

Sarawagi, S., Thomas, S. e Agrawal, R. [1988] "Integrating association rules mining with relational database systems: alternatives and implications", in SIGMOD, 1998.

Savasere, A., Omiecinski, E. e Navathe, S. [1995] "An efficient algorithm for mining association rules", in VLDB, 1995.

Savasere, A., Omiecinski, E. e Navathe, S. [1998] "Mining for strong negative association in a large database of customer transactions", in ICDE, 1998.

Schatz, B. [1995] "Information analysis in the Net: the interspace of the twenty-first century", *Keynote Plenary Lecture at American Society for Information Science (ASIS) Annual Meeting*, Chicago, out. 11, 1995.

Schatz, B. [1997] "Information retrieval in digital libraries: bringing search to the Net", *Science*, vol. 275, 17 jan. 1997.

Schek, H. J. e Scholl. M. H. [1986] "The relational model with relation-valued attributes", *Information Systems*, 11,2, 1986.

Schek, H. J., Paul, H. B., Scholl, M. H. e Weikum, G. [1990] "The DASDBS project: objects, experiences and future projects", *TKDE*, 2,1, 1990.

Scheuermann, P., Schiffner, G. e Weber, H. [1979] "Abstraction capabilities and invariant properties modeling within the entity-relationship approach", in ER Conference, 1979.

Schlimmer, J., Mitchell, T. e McDermott, J. [1991] "Justification based refinement of expert knowledge" in Piatesky-Shapiro e Frawley, 1991.

Schmidt, J. e Swenson, J. [1975] "On the semantics of the relational model", in SIGMOD, 1975.

Sciore, E. [1982] "A complete axiomatization for full join dependencies", *JACM*, 29,2, abr. 1982.

Selinger, P. et al. [1979] "Access path selection in a relational database management system", in SIGMOD, 1979.

Senko, M. [1975] "Specification of stored data structures and desired output in DIAM II with FORAL", in VLDB, 1975.

Senko, M. [1980] "A query maintenance language for the data independent accessing model II", *Information Systems*, 5,4, 1980.

Shapiro, L. [1986] "Join processing in database systems with large main memories", *TODS*, 11,3, 1986.

Shasha, D. [1992] *Database tuning: a principled approach*, Prentice-Hall, 1992.

Shasha, D. e Goodman, N. [1988] "Concurrent search structure algorithms", *TODS*, 13,1, mar. 1988.

Shekita, E. e Carey, M. [1989] "Performance enhancement through replication in an object-oriented DBMS", in SIGMOD, 1989.

Shenoy, S. e Ozsoyoglu, Z. [1989] "Design and implementation of a semantic query optimizer", *TKDE*, 1,3, set. 1989.

Sheth, A., Gala, S. e Navathe, S. [1993] "On automatic reasoning for schema integration", in *International Journal of Intelligent Co-operative Information Systems*, 2,1, mar. 1993.

Sheth, A. P. e Larson, J. A. [1990] "Federated database systems for managing distributed, heterogeneous and autonomous databases", ACM *Computing Surveys*, 22,3, set. 1990, pp. 183-236.

Sheth, A., Larson, J., Cornelio, A. e Navathe, S. [1988] "A tool for integrating conceptual schemas and user views", in ICDE, 1988.

Shipman, D. [1981] "The functional data model and the data language DAPLEX", *TODS*, 6,1, mar. 1981.

Shlaer, S. e Mellor, S. [1988] *Object-oriented system analysis: modeling the world in data*, Yourdon Press, 1988.

Shneiderman, B., org. [1978] *Databases: improving usability and responsiveness*, Academic Press, 1978.

Sibley, E. e Kerschberg, L. [1977] "Data architecture and data model considerations", NCC, AFIPS, 46, 1977.

Siegel, M. e Madnick, S. [1991] "A metadata approach to resolving semantic conflicts", in VLDB, 1991.

Siegel, M., Sciore, E. e Salveter, S. [1992] "A method for automatic rule derivation to support semantic query optimization", *TODS*, 17,4, dez. 1992.

SIGMOD [1974] *Proceedings of the ACM SIGMOD-SIGFIDET Conference on Data Description, Access and Control*, Rustin, R., org., maio 1974.

SIGMOD [1975] *Proceedings of the 1975 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, King, F., org., San Jose, CA, maio 1975.

SIGMOD [1976] *Proceedings of the 1976 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Rothnie, J., org., Washington, jun. 1976.

SIGMOD [1977] *Proceedings of the 1977 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Smith, D., org., Toronto, ago. 1977.

SIGMOD [1978] *Proceedings of the 1978 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Lowenthal, E. e Dale, N., org., Austin, Texas, maio/jun. 1978.

SIGMOD [1979] *Proceedings of the 1979 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Bernstein, P., org., Boston, MA, maio/jun. 1979.

SIGMOD [1980] *Proceedings of the 1980 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Chen, P. e Sprowls, R., orgs., Santa Monica, Califórnia, maio 1980.

SIGMOD [1981] *Proceedings of the 1981 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Lien, Y., org., Ann Arbor, MI, abr./maio 1981.

SIGMOD [1982] *Proceedings of the 1982 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Schkolnick, M., org., Orlando, Flórida, jun. 1982.

SIGMOD [1983] *Proceedings of the 1983 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, DeWitt, D. e Gardarin, G., orgs., San Jose, CA, maio 1983.

SIGMOD [1984] *Proceedings of the 1984 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Yormark, E., org., Boston, MA, jun. 1984.

SIGMOD [1985] *Proceedings of the 1985 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Navathe, S., org., Austin, Texas, maio 1985.

SIGMOD [1986] *Proceedings of the 1986 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Zaniolo, C., org., Washington, maio 1986.

SIGMOD [1987] *Proceedings of the 1987 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Dayal, U. e Traiger, I., org., San Francisco, CA, maio 1987.

SIGMOD [1988] *Proceedings of the 1988 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Boral, H. e Larson, P., org., Chicago, jun. 1988.

SIGMOD [1989] *Proceedings of the 1989 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Clifford, J., Lindsay, B. e Maier, D., orgs., Portland, Oregon, jun. 1989.

SIGMOD [1990] *Proceedings of the 1990 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Garcia-Molina, H. e Jagadish, H., org., Atlantic City, NJ, jun. 1990.

SIGMOD [1991] *Proceedings of the 1991 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Clifford, J. e King, R., org., Denver, CO, jun. 1991.

SIGMOD [1992] *Proceedings of the 1992 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Stonebraker, M., org., San Diego, CA, jun. 1992.

SIGMOD [1993] *Proceedings of the 1993 ACM SIGMOD International "Conference on Management of Data*, Buneman, P. e Jajodia, S., orgs., Washington, jun. 1993.

SIGMOD [1994] *Proceedings of 1994 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Snodgrass, R. T. e Winslett, M., orgs., Minneapolis, orgs, jun. 1994.

SIGMOD [1995] *Proceedings of 1995 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Carey, M. e Schneider, D. A., orgs., Minneapolis, MN, jun. 1995.

SIGMOD [1996] *Proceedings of 1996 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Jagadish, H. V. e Mumick, I. P., orgs., Montreal, jun. 1996.

SIGMOD [1997] *Proceedings of 1997 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Peckham, J., org., Tucson, AZ, maio 1997.

SIGMOD [1998] *Proceedings of 1998 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Haas, L. e Tiwary, A., org., Seattle, WA. jun. 1998.

SIGMOD [1999] *Proceedings of 1999 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*, Faloutsos, C., org., Filadélfia, maio 1999.
Silberschatz, A., Stonebraker, M. e Ullman, J. [1990] "Database systems: achievements and opportunities", *ACM SIGMOD Record*, 19,4, dez. 1990.
Silberschatz, A., Korth, H. e Sudarshan, S. [2001] Database system concepts, 4ª ed., McGraw-Hill, 2001.
Smith, G. [1990] "The semantic data model for security: representing the security semantics of an application", in ICDE, 1990.
Smith, J. e Chang, P. [1975] "Optimizing the performance of a relational algebra interface", CACM, 18,10, out. 1975.
Smith, J. e Smith, D. [1977] "Database abstractions: aggregation and generalization", *TODS*, 2,2, jun. 1977.
Smith, J. et al. [1981] "MULTIBASE: integrating distributed heterogeneous database systems", NCC, AFIPS, 50, 1981.
Smith, K. e Winslett, M. [1992] "Entity modeling in the MLS relational model", in VLDB, 1992.
Smith, P. e Barnes, G. [1987] *Files and databases: an introduction*, Addison-Wesley, 1987.
Snodgrass, R. [1987] "The temporal query language TQuel", *TODS*, 12,2, jun. 1987.
Snodgrass, R., org. [1995] *The TSQL2 temporal query language*, Kluwer, 1995.
Snodgrass, R. e Ahn, I. [1985] "A taxonomy of time in databases", in SIGMOD, 1985.
Soutou, G. [1998] "Analysis of constraints for N-ary relationships", in ER98.
Spaccapietra, S. e Jain, R., eds. [1995] *Proceedings of the visual database workshop*, Lausanne, out. 1995.
Spooner D., Michael, A. e Donald, B. [1986] "Modeling CAD data with data abstraction and object-oriented technique", in ICDE, 1986.
Srikant, R. e Agrawal, R. [1995] "Mining generalized association rules", in VLDB, 1995.
Srinivas, M. e Patnaik, L. [1994] "Genetic algorithms: a survey", *IEEE Computer*, jun. 1994.
Srinivasan, V. e Carey, M. [1991] "Performance of B-tree concurrency control algorithms", in SIGMOD, 1991.
Srivastava, D., Ramakrishnan, R., Sudarshan, S. e Sheshadri, P. [1993] "Coral++: adding object-orientation to a logic database language", in VLDB, 1993.
Stachour, P. e Thuraisingham, B. [1990] "The design and implementation of INGRES", *TKDE*, 2,2, jun. 1990.
Stallings, W. [1997] *Data and computer communications*, 5ª ed., Prentice-Hall, 1997.
Stallings, W. [2000] *Network security essentials: applications and standards*, Prentice Hall, 2000.
Stonebraker, M. [1975] "Implementation of integrity constraints and views by query modification", in SIGMOD, 1975.
Stonebraker, M. [1993] "The Miro DBMS", in SIGMOD, 1993.
Stonebraker, M., org. [1994] *Readings in database systems*, 2ª ed., Morgan Kaufmann, 1994.
Stonebraker, M., Hanson, E. e Hong, C. [1987] "The design of the POSTGRES rules system", in ICDE, 1987.
Stonebraker, M. e Moore, D. [1996] *Object-relational DBMSs: the next great wave*, Morgan Kaufman, 1996.
Stonebraker, M. e Rowe, L. [1986] "The design of POSTGRES", in SIGMOD, 1986.
Stonebraker, M., Wong, E., Kreps, P. e Held, G. [1976] "The design and implementation of INGRES", *TODS*, 1,3, set. 1976.
Su, S. [1985] "A semantic association model for corporate and scientific-statistical databases", *Information Science*, 29, 1985.
Su, S. [1988] *Database computers*, McGraw-Hill, 1988.
Su, S., Krishnamurthy, V. e Lam, H. [1988] "An object-oriented semantic association model (OSAM*)", in *AI in industrial engineering and manufacturing: theoretical issues and applications*, American Institute of Industrial Engineers, 1988.
Subrahmanian, V. [1998] *Principles of multimedia databases systems*, Morgan Kaufmann, 1998.
Subramanian V. S. e Jajodia, S., orgs. [1996] *Multimedia database systems: issues and research directions*, Springer Verlag. 1996.
Sunderraman, R. [1999] *Oracle programming: a primer*, Addison Wesley Longman, 1999.
Swami, A. e Gupta, A. [1989] "Optimization of large join queries: combining heuristics e combinatorial techniques", in SIGMOD, 1989.
Tanenbaum, A. [1996] *Computer networks*, Prentice Hall PTR, 1996.
Tansel, A. et al., orgs. [1993] *Temporal databases: theory, design and implementation*, Benjamin Cummings, 1993.
Teorey, T. [1994] *Database modeling and design: the fundamental principles*, 2ª ed., Morgan Kaufmann, 1994.
Teorey, T., Yang, D. e Fry, J. [1986] "A logical design methodology for relational databases using the extended entity-relationship model", *ACM Computing Surveys*, 18,2, jun. 1986.
Thomas, J. e Gould, J. [1975] "A psychological study of query by example", NCC, AFIPS, 44, 1975.
Thomas, R. [1979] "A majority consensus approach to concurrency control for multiple copy data bases", *TODS*, 4,2, jun. 1979.
Thomasian, A. [1991] "Performance limits of two-phase locking", in ICDE, 1991.

Thuraisingham, B. et al. [2001] "Directions for Web and e-commerce applications security", *Tenth IEEE International Workshops on Enabling Technologies: Infrastructure for Collaborative Enterprises*, 2001, pp. 200-204.
Todd, S. [1976] "The Peterlee relational test vehicle — a system overview", *IBM Systems Journal*, 15,4, dez. 1976.
Toivonen, H. "Sampling large databases for association rules", in VLDB, 1996.
Tou, J., org. [1984] *Information systems COINS-IV*, Plenum Press, 1984.
Tsangaris, M. e Naughton, J. [1992] "On the performance of object clustering techniques", in SIGMOD, 1992.
Tsichritzis, D. [1982] "Forms management", CACM, 25,7, jul. 1982.
Tsichritzis, D. e Klug, A., orgs. [1978] *The ANSI/X3/SPARC DBMS framework*, AFIPS Press, 1978.
Tsichritzis, D. e Lochovsky, F. [1976] "Hierarchical database management: a survey", *ACM Computing Surveys*, 8,1, mar. 1976.
Tsichritzis, D. e Lochovsky, F. [1982] *Data models*, Prentice-Hall, 1982.
Tsotras, V. e Gopinath, B. [1992] "Optimal versioning of object classes", in ICDE, 1992.
Tsou, D. M. e Fischer, P. C. [1982] "Decomposition of a relation scheme into Boyce codd normal form", *SIGACT News*, 14,3, 1982, pp. 23-29.
Ullman, J. [1982] *Principles of database systems*, 2ª ed., Computer Science Press, 1982.
Ullman, J. [1985] "Implementation of logical query languages for databases", *TODS*, 10,3, set. 1985.
Ullman, J. [1988] *Principles of database and knowledge-base systems*, vol. 1, Computer Science Press, 1988.
Ullman, J. [1989] *Principles of database and knowledge-base systems*, vol. 2, Computer Science Press, 1989.
Ullman, J. D. e Widom, J. [1997] *A first course in database systems*, Prentice-Hall, 1997.
U.S. Congress. [1988] "Office of technology report, appendix D: databases, repositories and informatics", in *Mapping our genes: genome projects: how big, how fast?*, John Hopkins University Press, 1988.
U.S. Department of Commerce. [1993] *TIGER/Line files*, Bureau of Census, Washington, 1993.
Valduriez, P., e Gardarin, G. [1989] *Analysis and comparison of relational database systems*, Addison-Wesley, 1989.
Vassiliou, Y. [1980] "Functional dependencies and incomplete information", in VLDB, 1980.
Verheijen, G. e VanBekkum, J. [1982] "NIAM: an information analysis method", in Olle et al., 1982.
Verhofstadt, J. [1978] "Recovery techniques for database systems", *ACM Computing Surveys*, 10,2, jun. 1978.
Vielle, L. [1986] "Recursive axioms in deductive databases: the query-subquery approach", in EDS, 1986.
Vielle, L. [1987] "Database complete proof production based on SLD-resolution", in *Proceedings of the Fourth International Conference on Logic Programming*, 1987.
Vielle, L. [1988] "From QSQ towards QoSaQ: global optimization of recursive queries", in EDS, 1988.
Vieille, L. [1988] "VALIDITY: knowledge independence for electronic mediation", invited paper, in *Practical Applications of Prolog/Practical Applications of Constraint Technology (PAP/PACT '98)*, Londres, mar. 1998, disponível em lvieille@computer.org.
Vin, H., Zellweger, P., Swinehart, D. e Venkat Rangan, P. [1991] "Multimedia conferencing in the etherphone environment", *IEEE Computer*, Special Issue on Multimedia Information Systems, 24,10, out. 1991.
VLDB [1975] *Proceedings of the First International Conference on Very Large Data Bases*, Kerr, D., org., Framingham, MA, set. 1975.
VLDB [1976] *Systems for Large Databases*, Lockemann, P. e Neuhold, E., orgs., in *Proceedings of the Second International Conference on Very Large Data Bases, Bruxelas*, jul. 1976, North-Holland, 1976.
VLDB [1977] *Proceedings of the Third International Conference on Very Large Data Bases* Merten, A., org., Tóquio, out. 1977.
VLDB [1978] *Proceedings of the Fourth International Conference on Very Large Data Bases*, Bubenko, J. e Yao, S., orgs., Berlim set. 1978.
VLDB [1979] *Proceedings of the Fifth International Conference on Very Large Data Bases*, Furtado, A. e Morgan, H., orgs., Rio de Janeiro, out. 1979.
VLDB [1980] *Proceedings of the Sixth International Conference on Very Large Data Bases*, Lochovsky, F. e Taylor, R., orgs., Montreal, out. 1980.
VLDB [1981] *Proceedings of the Seventh International Conference on Very Large Data Bases*, Zaniolo, C. e Delobel, C., orgs., Cannes, set. 1981.
VLDB [1982] *Proceedings of the Eighth International Conference on Very Large Data Bases*, McLeod, D. e Villasenor, Y., orgs., Cidade do México, set. 1982.
VLDB [1983] *Proceedings of the Ninth International Conference on Very Large Data Bases*, Schkolnick, M. e Thanos, C., orgs., Florença, out./nov. 1983.

VLDB [1984] *Proceedings of the Tenth International Conference on Very Large Data Bases*, Dayal, U., Schlageter, G. e Seng, L., orgs., Cingapura, ago. 1984.
VLDB [1985] *Proceedings of the Eleventh International Conference on Very Large Data Bases*, Pirotte, A. e Vassiliou, Y., orgs., Estocolmo, ago. 1985.
VLDB [1986] *Proceedings of the Twelfth International Conference on Very Large Data Bases*, Chu, W., Gardarin, G. e Ohsuga, S., orgs., Kyoto, ago. 1986.
VLDB [1987] *Proceedings of the Thirteenth International Conference on Very Large Data Bases*, Stocker, P., Kent, W. e Hammersley, P., orgs., Brighton, set. 1987.
VLDB [1988] *Proceedings of the Fourteenth International Conference on Very Large Data Bases*, Bancilhon, F. e DeWitt, D., orgs., Los Angeles, ago./set. 1988.
VLDB [1989] *Proceedings of the Fifteenth International Conference on Very Large Data Bases*, Apers, P. e Wiederhold, G., orgs., Amsterdã, ago. 1989.
VLDB [1990] *Proceedings of the Sixteenth International Conference on Very Large Data Bases*, McLeod, D., Sacks-Davis, R. e Schek, H., orgs., Brisbane, ago. 1990.
VLDB [1991] *Proceedings of the Seventeenth International Conference on Very Large Data Bases*, Lohman, G., Sernadas, A. e Camps, R., orgs., Barcelona, set. 1991.
VLDB [1992] *Proceedings of the Eighteenth International Conference on Very Large Data Bases*, Yuan, L., org., Vancouver, ago. 1992.
VLDB [1993] *Proceedings of the Nineteenth International Conference on Very Large Data Bases*, Agrawal, R., Baker, S. e Bell, D.A., orgs., Dublin, ago. 1993.
VLDB [1994] *Proceedings of the 20th International Conference on Very Large Data Bases*, Bocca, J., Jarke, M. e Zaniolo, C., orgs., Santiago, set. 1994.
VLDB [1995] *Proceedings of the 21st International Conference on Very Large Data Bases*, Dayal, U., Gray, P.M.D. e Nishio, S., orgs., Zurique, set. 1995.
VLDB [1996] *Proceedings of the 22nd International Conference on Very Large Data Bases*, Vijayaraman, T. M., Buchman, A. P., Mohan, C. e Sarda, N. L., orgs., Bombaim, set. 1996.
VLDB [1997] *Proceedings of the 23rd International Conference on Very Large Data Bases*, Jarke, M., Carey, M. J., Dittrich, K. R., Lochovsky, F. H. e Loucopoulos, P. (orgs.), Zurique, set. 1997.
VLDB [1998] *Proceedings of the 24th International Conference on Very Large Data Bases*, Gupta, A., Shmueli, O. e Widom, J., orgs., Nova York, set. 1998.
VLDB [1999] *Proceedings of the 25th International Conference on Very Large Data Bases*, Zdonik, S. B., Valduriez, P. e Orlowska, M., orgs., Edimburgo, set. 1999.
Vorhaus, A. e Mills, R. [1967] "The time-shared data management system: a new approach to data management", System Development Corporation, relatório SP-2634, 1967.
Wallace, D. [1995] "1994 William Allan Award Address: mitochondrial DNA variation in human evolution, degenerative disease and aging." *American Journal of Human Genetics*, 57, 201-223, 1995.
Walton, C., Dale, A. e Jenevein, R. [1991] "A taxonomy and performance model of data skew effects in parallel joins", in VLDB, 1991.
Wang, K. [1990] "Polynomial time designs toward both BCNF and efficient data manipulation", in SIGMOD, 1990.
Wang, Y. e Madnick, S. [1989] "The inter-database instance identity problem in integrating autonomous systems", in ICDE, 1989.
Wang, Y. e Rowe, L. [1991] "Cache consistency and concurrency control in a client/server DBMS architecture", in SIGMOD, 1991.
Warren, D. [1992] "Memoing for logic programs", CACM, 35,3, ACM, mar. 1992.
Weddell, G. [1992] "Reasoning about functional dependencies generalized for semantic data models", *TODS*, 17,1, mar. 1992.
Weikum, G. [1991] "Principles and realization strategies of multilevel transaction management", *TODS*, 16,1, mar. 1991.
Weiss, S. e Indurkhya, N. [1998] *Predictive data mining: a practical guide*, Morgan Kaufmann, 1998.
Whang, K. [1985] "Query optimization in office by example", relatório de pesquisa IBM RC 11571, dez. 1985.
Whang, K., Malhotra, A., Sockut, G. e Burns, L. [1990] "Supporting universal quantification in a two-dimensional database query language", in ICDE, 1990.
Whang, K. e Navathe, S. [1987] "An extended disjunctive normal form approach for processing recursive logic queries in loosely coupled environments", in VLDB, 1987.

Whang, K. e Navathe, S. [1992] "Integrating expert systems with database management systems — an extended disjunctive normal form approach", *Information Sciences*, 64, mar. 1992.
Whang, K., Wiederhold, G. e Sagalowicz, D. [1982] "Physical design of network model databases using the property of separability", in VLDB, 1982.
Widom, J. "Research problems in data warehousing", CIKM, nov. 1995.
Widom, J. e Ceri, S. [1996] *Active database systems*, Morgan Kaufmann, 1996.
Widom, J. e Finkelstein, S. [1990] "Set oriented production rules in relational database systems" in SIGMOD, 1990.
Wiederhold, G. [1983] *Database design*, 2ª ed., McGraw-Hill, 1983.
Wiederhold, G. [1984] "Knowledge and database management", *IEEE Software*, jan. 1984.
Wiederhold, G. [1995] "Digital libraries, value and productivity", CACM, abr. 1995.
Wiederhold, G., Beetem, A. e Short, G. [1982] "A database approach to communication in VLSI design", *IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems*, 1,2, abr. 1982.
Wiederhold, G. e Elmasri, R. [1979] "The structural model for database design", in ER Conference, 1979.
Wilkinson, K., Lyngbaek, P. e Hasan, W. [1990] "The IRIS Architecture and Implementation", *TKDE*, 2,1, mar. 1990.
Willshire, M. [1991] "How spacey can they get? Space overhead for storage and indexing with object-oriented databases", in ICDE, 1991.
Wilson, B. e Navathe, S. [1986] "An analytical framework for limited redesign of distributed databases", *Proceedings of the Sixth Advanced Database Symposium*, Tóquio, ago. 1986.
Wiorkowski, G. e Kull, D. [1992] *DB2-design and development Guide*, 3ª ed., Addison-Wesley, 1992.
Wirth, N. [1972] *Algorithms + data structures = programs*, Prentice-Hall, 1972.
Wong, E. [1983] "Dynamic rematerialization-processing distributed queries using redundant data", *TSE*, 9,3, maio 1983.
Wong, E. e Youssefi, K. [1976] "Decomposition — a strategy for query processing", *TODS*, 1,3, set. 1976.
Wong, H. [1984] "Micro and macro statistical/scientific database management", in ICDE, 1984.
Wood, J. e Silver, D. *Joint application design: how to design quality systems in 40% less time*, Wiley, 1989.
Wu, X. e Ichikawa, T. [1992] "KDA: a knowledge-based database assistant with a query guiding facility", *TKDE*, 4,5, out. 1992.
Yannakakis, Y. [1984["Serializability by locking", *JACM*, 31,2, 1984.
Yao, S. [1979] "Optimization of query evaluation algorithms", *TODS*, 4,2, jun. 1979.
Yao, S., org. [1985] *Principles of database design*, vol. 1: *logical organizations*, Prentice-Hall, 1985.
Youssefi, K. e Wong, E. [1979] "Query processing in a relational database management system", in VLDB, 1979.
Zadeh, L. [1983] "The role of fuzzy logic in the management of uncertainty in expert systems", *Fuzzy Sets and Systems*, 11, North-Holland, 1983.
Zaniolo, C. [1976] "Analysis and design of relational schemata for database systems", tese de doutorado, Universidade da Califórnia, Los Angeles, 1976.
Zaniolo, C. [1988] "Design and implementation of a logic based language for data intensive applications", MCC relatório técnico #ACA-ST-199-88, jun. 1988.
Zaniolo, C. et al. [1986] "Object-oriented database systems and knowledge systems", in EDS, 1984.
Zaniolo, C. et al. [1997] *Advanced database systems*, Morgan Kaufmann, 1997.
Zave, P. [1997] "Classification of research efforts in requirements engineering", ACM *Computing Surveys*, 29,4, dez. 1997.
T. Zhang, R. Ramakrishnan e M. Livny. "Birch: an efficient data clustering method for very large databases", Proc. ACM SIGMOD Conference, 1996.
Zicari, R. [1991] "A framework for schema updates in an object-oriented database system", in ICDE, 1991.
Zloof, M. [1975] "Query by example", NCC, AFIPS, 44, 1975.
Zloof, M. [1982] "Office by example: a business language that unifies data, word processing and electronic mail", *IBM Systems Journal*, 21,3, 1982.
Zobel, J., Moffat, A. e Sacks-Davis, R. [1992] "An efficient indexing technique for full-text database systems", in VLDB, 1992.
Zook, W. et al. [1977] *INGRES reference manual*, Department of EECS, Universidade da Califórnia em Berkeley, 1977.
Zvieli, A. [1986] "A fuzzy relational calculus", in EDS, 1986.

Índice

A

access paths, 20, 23, 32
Access, 89
ACID, propriedade, 404-405
acoplamentos (bindings), 477, 498
administrador de banco de dados (DBA), 10, 14, 15, 26
agregação, exemplo, 80
agrupamento, 119, 172, 326, 637-639. *Veja também* clustering
álgebra relacional, 106, 110-113, 118-119, 148, 156
algoritmo de mapeamento, 137-141
algoritmo de normalização, 237, 245-247. *Veja também* normalização
algoritmo de partição, 632
algoritmo por amostragem, 629
algoritmos de síntese, 245
algoritmos genéticos, 640
algoritmos para projeto de banco de dados relacional, 237
aliases (pseudônimos), 159
ALTER, comando, 156
ambiente de sistemas de banco de dados, 26-28
ambiente SQL, 150
ambíguos
  nomes de atributos, 159
American National Standards Institute. *Veja* ANSI
análise léxica (scanner), 354
análise sintática (parser), 354
analistas de sistemas, 11
ANSI, 148
aplicações
  tradicionais de banco de dados, 3
aplicações científicas, 16
Apriori, algoritmo, 628-629
Aries, algoritmo, 448-451
armazenamento em disco
  estruturas básicas de arquivos e hashing, 293-321
armazenamento não-volátil, 295
armazenamento persistente, 13
armazenamento temporário (buffering), 11, 13
armazenamento volátil, 295
arquitetura
  de três camadas, 31, 595-597
  de três-esquemas, 22-23
arquitetura cliente-servidor, 578-599
arquiteturas centralizadas, 28-31
arquivos de registros desordenados, 307-308
arquivos de registros mistos, 316-317
arquivos de registros ordenados, 308-310
árvore de consulta, 354
árvores de busca, 337-340
árvores-B (B-trees), 317, 326, 336-347
árvores-B^+. *Veja* árvores-B
aspecto dinâmico, 20
asserção(ões), tipo, 93, 99, 182
assinatura digital, 541
assinatura. *Veja* interface
associação qualificada, 54
associação reflexiva, 54
atomicidade, 9, 405
atributo de definição, 65
atributo de junção, 115
atributo primário, 224
atributo(s), 20, 39-42, 62, 90
atributo-chave, 41, 50, 51
atributos armazenados, 40
atributos complexos, 40, 41
atributos compostos, 39
atributos de tipos relacionamento, 48
atributos derivados, 40
atributos específicos (ou locais), 62
atributos monovalorados, 40, 54
atributos multivalorados, 40, 42, 92, 140-141
atributos simples ou atômicos, 39, 54
axiomas de Armstrong, 221

B

backup, 13, 451-452
banco(s) de dados
  administradores do, 10
  ambiente de sistemas de, 26-28
  ampliando as funcionalidades para
    aplicações
      científicas, 16
      espaciais, 17
      para data mining, 16

referentes a séries temporais, 17
armazenamento
e recuperação de vídeos, 16
e restauração de imagens, 16
aplicação de, 35
arquitetura de sistemas de, 19-32
breve história das aplicações de um, 15-17
características do emprego de, 7
computadorizado, 4
conceitos, 19
construção, 4
definição, 4
dependência funcional e normalização em um, 209-233
EMPRESA, 36, 37, 41, 49, 53, 96, 98, 107, 137-139, 150, 210
esquema do, 21, 81
esquema ER do, 50
estado do, 21
linguagem, 24-25
móveis, 658-664
pessoal, 10
procedimentos armazenados em, 202-205
programação com o,
escolhas e técnicas, 186-188
projetistas de, 10, 11
projeto de, 137-145
projeto ER para o
refinando o, 49
segurança e autorização em , 527-541
técnicas de recuperação de, 438-452
utilitários do sistema de, 27
bancos de dados de multimídia, 3, 561-564, 664-668
BCNF. *Veja* Boyce-Codd
biblioteca de funções, 196, 198
bit-string (cadeia de bits), tipo de dados, 152
BLOBs, 509
bloco select-from-where, 157-158
booleano, tipo de dados, 152
bottom-up
metodologia de projeto, 209
projeto, 237
síntese conceitual, 69
Boyce-Codd (BCNF), forma normal, 231-233
buffering de blocos, 301

C

C/C++, 182, 477
cabeçalho, 91, 305
CAD/CAM, 60
cadeia de caracteres (strings), 42, 91, 150, 152, 162
cálculo de domínio, 130-132
cálculo relacional, 106, 107, 124, 130-132
caminhos de acesso secundário, 326
campo(s) de indexação, 326, 329
capacidade de armazenamento, memória, 294
características das relações, 92-93
características dos dados biológicos, 674-675
carrinhos de supermercado, modelo, 627-628
cartridge, 544
CASE, ferramentas, 89
catálogo corrente, 447
catálogo de cartões bibliotecários, 4
catálogo do SGBD, 7, 8, 11, 22, 23, 26
catálogo em SQL, 149-150
catálogo shadow, 447. *Veja também* paginação shadow
categorias de modelos de dados, 20
chave candidata, 95, 217, 224
chave de hash, 358. *Veja também*, hash, hashing
chave estrangeira, 98, 139
chave primária, 95, 222-228, 327
ciclo de vida
de sistemas de aplicações de banco de dados, 260
macro, 259
micro, 259
ciências biológicas e genética, 673-674
classe, 32, 52
classes-folha, 74
classificação dos sistemas gerenciadores de banco de dados, 31-33
cláusulas de horn, 566-567
clausura recursiva, operação, 120-121
CLOSE CURSOR, comando, 191
clustering, índices, 328, 333, 637-639
cobertura mínima, 222
COBOL, 182
coleção (ou conjunto), 41
comércio eletrônico (e-commerce), 16
commit point. *Veja* ponto de efetivação
computação móvel, 658-664
computadores grandes, 15
conceitos de abstração, 78
conceitos de esquema
banco de dados relacional, 149-150
concorrência
de multiversão, 419
técnicas de controle, 419-436
condição de seleção, 107

conjunto de associações. *Veja* conjunto de relacionamento(s)
conjunto de entidades, 41, 42
conjunto de pares, 92
conjunto de relacionamentos, 44
conjunto de valores explícitos, 169
conjunto vazio, 42
conjuntos de operações, 106
conjuntos de valores (domínios) de atributos, 42, 107, 150
consulta (query), 6, 13, 122-124, 156-163, 354, 589-593. *Veja também* linguagem de consulta
consultas aninhadas correlacionadas, 166-170
controle de concorrência, 9
controle de redundância, 11-12
contrutores dos modelos
  discussão e resumo do mapeamento dos, 141-142
convenções de nomenclatura, 50-52
correspondência, modelos ER e relacional, 142
crashes. *Veja* falhas
CREATE SCHEMA, comando, 149
CREATE TABLE, comando 150
criptografia e infra-estrutura de chave pública, 539-541
CROSS JOIN (JUNÇÃO CRUZADA). *Veja* PRODUTO CARTESIANO
cursor, 187

D

dados
  abstração de, 8
  definição, 4
  elementos dos, 4
  modelo de, 8, 19-20, 31-33
  tipos de, 4, 42, 90
dangling, tuplas, 244-245
data mining (garimpagem de dados), 16, 624-642
data warehouses, 3, 624, 646-656
database administrator. *Veja* DBA
datablade, 544
Datalog, notação, 566, 567, 569, 572
date e time, tipos de dados, 152
DB2, 89
DBA, 10, 14, 15, 26
deadlock (impasse), 424-426
decisões de projeto, 50-52
DELETE, comando, 177
Delete, operação, 101
denominação dos construtores dos esquemas
  verbo, 50
  substantivo, 50
dependências template
dependência funcional, 217-222
dependências
  de inclusão, 252
  de junção, 251
  funcionais, 94
  multivaloradas, 94, 247, 249
  template, 253
dependências de dados, categoria, 94
dependências de inclusão, 252
dependências de junção, 251-252
desenvolvedores de ferramentas, 11
DF ou d.f. *Veja* dependência funcional
diagrama esquemático, 21
diagramas de classe, 35, 52
diagramas de fluxo de dados, 36
diagramas de seqüência, 36
diagramas ER, 35, 38, 41, 44, 49, 50-52
diagramas UML, 257, 274-281
diferença de conjunto, 111
discos WORM, 294
disposição de registros
  de arquivos em disco, 302-305
dispositivos de armazenamento secundário, 296-300
dispositivos de armazenamento, memória, 294
DIVISÃO (DIVISION), 116-118, 119
documentos de hyperlink, 605
dom(A_i), 91
domain-key (DKNF–FNDC). *Veja* forma normal domínio-chave
domínio *D*, 90
domínio de valores, 42
domínio estruturado, 52
domínios do conhecimento, 77
DROP, comando, 155
duplicação de esforços, 12

E

e-commerce (comércio eletrônico), 16
EEPROM, tecnologia, 294
encapsulamento
  de operações, métodos e persistência, 466-469
engenheiros de software, 11. *Veja também* programadores de aplicações
entidades, 39-42, 93, 139
entrada de índice (ou registro de índice), 327
equivalência de conjuntos, 221-222

ER estendido, 60, 61, 137-142
ER, modelo Entidade-Relacionamento, 35, 36, 37, 39, 43, 54, 60, 89, 137-142
especialização reticulada, 67
especialização, 62-63
esquema, 41
esquema conceitual, 36
esquema de relação, 90
esquema SQL, 149
estado corrente, 21, 91, 94
estado da relação, 91
estado inválido, 96
estado válido, 96, 99
estruturas de acesso, 326. *Veja também* estruturas de indexação de aqruivos
estruturas de indexação de arquivos, 326-349
evolução e tendências atuais
  tecnologia de banco de dados, 509-510
EXISTS, função, 167-169
expressão de álgebra relacional, 106
eXtended Markup Language. *Veja* XML
extensão de relação, 91
extensão, 41

F

falhas, 4, 13, 451
feedbacks, 261
ferramentas automatizadas
  para projetos de banco de dados, 285-287
ferramentas CASE, 89
ferramentas de data mining, 642
ferramentas, 11, 28
FETCH, comando, 191, 192, 196
fitas
  juke box, 295
  magnéticas, 295
FOR UPDATE OF, cláusula, 191-192
forma normal domínio-chave, 253-254
formas normais, resumo, 229
formato, 90
fragmentação de dados, 583-584, 585
função. *Veja* operação(ões)
função hash, 310
função randomizing. *Veja* função hash
funcionalidades da SQL, 178-179
funções agregadas em SQL, 171-174
funções agregadas, 118-119

G

gatilho(s), 99, 183, 544, 545
generalização, 64
genoma, gerenciamento de dados, 673-679
GIS, 3, 60, 668-673
granularidade, 419, 431-433
Graphical User Interfaces. *Veja* GUIs
grau (Arity), 91
grid, arquivos, 348
GROUP BY, cláusula, 172-174
GUIs, 14, 19, 25, 31, 35

H

hash. *Veja também* hashing
  arquivo, 310
  campo de, 310
  chave de, 310
  função, 310
  organização primária, 326
hashing. *Veja também* hash
  particionado, 347-348
  técnicas de, 310-316
  uso de, 349
heap file. *Veja* arquivos de registros desordenados
herança de atributo, 61
herança múltipla. *Veja* reticulados
herança simples, 64
heurísticas, regras, 368-375
hierarquia de atributos compostos, exemplo, 40
hierarquias, 32, 64
HTML, 16, 605
hyperlinks, 16, 605
Hypertext Markup Language. *Veja* HTML

I

IBM, 89, 148
identificação, 79
impedância de correspondência (impedance mismatch), 187-188
implementadores de sistemas, 11. *Veja também* projetistas
independência de dados, 23-24
indexados. *Veja* indexes
Indexed Seqüencial Access Method, ISAM, 326
indexes, 13. *Veja também* estruturas de indexação de arquivos
índice de varredura, 358
índices em chaves múltiplas, 347-348
índices lógicos e físicos

comparação entre, 349
índices multiníveis, 334-336
índices ordenados
primários, 327-329
tipos de
em nível único, 326-334
índices secundários, 329-333
índices, estruturas de acesso, 326. *Veja também* estruturas de indexação de arquivos
inferências, 78, 218, 249
Informix Dynamic Server, 89
Informix Universal Server, 510-517
INSERT, comando 176-177
Insert, operação, 100
instâncias de relacionamento, 44
instâncias de uma especialização, exemplo, 63
integridade de entidade, 98. *Veja também* restrições de integridade
integridade referencial, 98. *Veja também* restrições de integridade
intenção de relação, 91
interface Web, 186
interface, 8, 25-26, 31
interfaces gráficas para os usuários (GUIs), 14, 19, 25, 35
Internal Revenue Service (IRS), 4
International Standards Organization. *Veja* ISO
interpretação (sentido)
de uma relação, 93
INTERSEÇÃO (INTERSECTION), operação, 110-112, 118
interval, tipo de dados, 152
IRS, 4
ISAM, 326
ISO, 148

J

JAVA, 182, 187, 193, 477
JDBC, protocolo-padrão, 89
JUNÇÃO (JOIN), operação, 113-116
junção de tabelas, 170
junção externa, operação, 121-122
JUNÇÃO THETA (THETA JOIN), 114, 118. *Veja também* JUNÇÃO (JOIN)

L

legados
sistemas de banco de dados, 89
LIKE, comparação, 162
linguagem de banco de dados, 24-25
linguagem de consulta, 6, 11, 25, 32
linguagem de especificação de restrição, 99
Linguagem de Modelagem Universal. *Veja* UML
linguagem hospedeira, 25, 182, 188, 197-199
linha, 91
links, 54
log (registro de ocorrência) do sistema, 403-404, 440, 441

M

mainframes, 15
MANET, aplicações, 660
mapeamento do modelo de dados, 36, 92
mapeamento dos construtores do modelo EER para as relações, 142-145
mapeamento dos modelos
entidade-relacionamento estendido, 137-142
marca de tempo. *Veja* timestamp
mecanismos de raciocínio, 78
memória cache, 294
memória flash, 294
memória principal, 294
memória(s)
cache, 294
flash, 294
hieraquias de, 294-295
ópticas juke box, 294-295
principal, 294
memórias ópticas juke box, 294-295
metaclasse, 78
metadados, 7, 22
método. *Veja* operação(ões)
Microsoft, 89
mídia de armazenamento, 293
minimundo, 38, 42, 46. *Veja também* UoD
modelo de dados, 8, 19-20, 31-33, 36. *Veja também* categorias de modelos de dados
modelo EER, 60, 89. *Veja também* ER
modelo Entidade-Relacionamento (ER), 35, 36, 37, 39, 43, 54, 60, 89, 137-142
modelo relacional
atributos, 90-92
conceitos do, 90-92
domínios, 90-91
introdução, 89
notação do, 93-94
plano, 92
relações, 90-91
tuplas, 90-92

módulo cliente, 19
módulo servidor, 19
módulos, 11
módulos componentes do SGBD, 26-27
multiconjunto de tuplas, 156, 160
multimídia
  bancos de dados de, 3

N

nó folha, 336
nó interno, 336
nó pai, 336
nó raiz, 336
normalização, 89, 94, 223
normalização de relações, 223-224
nós descendentes, 336
nós filhos, 336
notação Datalog, 566
notação diagramática, 218, 680
notação para diagramas de classe UML, 52-54, 257, 274
notação para diagramas ER
  alternativa, 52
  resumo da, 51
null (nulo), valor, 40, 42, 54, 91, 92, 93, 94, 98, 101, 164, 172, 214-215, 244-245
numéricos, tipos de dados, 150
números reais, 94

O

objetos complexos, 471-473
objetos de exceção, 78
ODBC, protocolo-padrão, 89
ODL, 477, 487-492
ODMG, objetos, 478-487
OLAP, 3
OLTP, 9
online analytical processing (OLAP), 3
ontologia, 77-81
OPEN CURSOR, comando 190-191
operação(ões)
  abstrata, 8
  básicas, 20
  conjunto completo de
    de álgebra relacional, 116
  de clausura recursiva, 120-121
  de junção externa, 121-122
  definição, 8
  definidas pelos usuários, 20
  DIVISÃO (DIVISION), 116-118, 119
  do programa e ambiente do sistema do SGBD, 11
  em arquivos, 305-307
  em objetos, 35
  INTERSEÇÃO (INTERSECTION), 110-112, 118
  JUNÇÃO (JOIN), 113-116
  ou transações, 36
  PRODUTO CARTESIANO (CROSS PRODUCT), 112-113, 119
  PROJEÇÃO (PROJECT), 109, 118, 239
  relacionais
    binárias, 113-118
    outras operações, 118-122
    unárias, 107-109
  RENAME, 109, 110
  SELEÇÃO (SELECT), 107-109, 118
  seqüências de, 109-110
  SUBTRAÇÃO (MINUS), 110-112
  UNIÃO (UNION), 110-112, 118
  UNIÃO EXTERNA (OUTER UNION), 122
operações binárias, 113-118
operações de álgebra relacional, 118-119
operações de atualização, 100-101
operações unárias, 106, 107-110
operadores, 11
OQL, 477, 492-498
Oracle Open Gateways, 599
Oracle, 89, 182, 193, 257, 382, 383, 517, 545, 597-599
ordenação
  de tuplas, 92
  de valores, 92
  default, 162
ordenação de tuplas, 92
ordenação de valores, 92
otimização de consulta, 354

P

padrões de cadeias, 162
paginação shadow (sombra), 447-448
páginas Web, 605
papel, 45
parâmetros de discos, 682-683
pesquisa binária, 308
pessoal de manutenção, 11
pile file. *Veja* arquivos de registros desordenados
pipelines
  combinação de operações usando, 367-368
pipelining. *Veja* pipelines

plano de execução (schedules), 405, 407
ponteiro de controle, 197
ponto de efetivação, 404
ponto flutuante, 94, 150
power set, 42, 45
predicado, 93
processo. *Veja* transação
processamento de arquivos, 7
processamento de consulta e otimização, 13
processamento de transações
  introdução aos conceitos e teoria do, 397-416
processamento de transações on-line (OLTP), 9, 32
processo de refinamento conceitual top-down, 69
PRODUTO CARTESIANO (CROSS PRODUCT), 112-113, 119
programa em execução. *Veja* transação(ções)
programadores de aplicações, 11
programas de aplicações, 186
PROJEÇÃO (PROJECT), operação, 109, 118
projetistas do banco de dados, 10
projeto conceitual, 36, 44, 51
projeto de banco de dados relacional, 137-145
projeto lógico, 36
propriedade de junção sem perdas, 239-241
propriedades das decomposições relacionais, 238-242
propriedades de classe, 78
propriedades de decomposições, 237
protocolos-padrão
  ODBC, 89, 182, 196
  JDBC, 89, 182, 199

Q

QBE, linguagem, 107, 130, 684-689
quantificadores existenciais, 126-127
quantificadores universais, 126-127
query. *Veja* consulta

R

RAID, tecnologia, 317-320
Rational Rose, ferramenta de modelagem, 281-285
razão de cardinalidade, 46-47, 91
RC. *Veja* representação do conheciemnto
Rdb, 89
real time, 3
recoverability, 405
recuperação dos subsistemas, 13
redes neurais, 640
redundância
  controlada, 12
  controle de, 11-12
registro âncora do bloco, 327
regra, 14
regras ativas, 544
regras de associação, 627-634
regras heurísticas, 368-375
relação matemática, 89, 91
relação referência, 98
relação referida, 98
relação universal, 237, 238
relacionamento recursivo, 120
relacionamento(s)
  binários, 46-47
  como atributos, 45
  conceito, 20
  conjunto de, 44
  de classes/subclasses, 60
  específicos, 62
  grau de, 45-46
  instâncias de, 44
  recursivos, 46
  restrições em tipos, 46-48
  tipos, 44-45
relacionamentos binários, 46-47
relacionamentos implícitos, 43
relacionamentos recursivos, 46
relações aninhadas, 226
relações básicas, 209
relações virtuais, 150
RENAME, operação, 109, 110
replicação e alocação de dados, 584-585
representação do conhecimento (RC), 60
requisitos de dados, 36
requisitos funcionais, 36
restaurabilidade (recoverability), 405
restrição de cardinalidade múltipla, 47
restrição de disjunção (disjointness), 65, 73
restrição de participação, 47, 48
restrição de unicidade, 41, 95
restrição(ões)
  baseadas
    em aplicação, 94
    em esquema, 94
  básicas em SQL
    especificando, 153-155
  da especialização e generalização, 64-69
  de cardinalidade mínima, 47
  de chave, 95-96

de dependência funcional, 99
de estado, 99
de integridade referencial, 98
de participação total, 48
de participação, 47, 48
de transição, 98
do minimundo, 46
em tipos relacionamento, 46-48
estruturais, 48, 51
inerentes
baseadas em modelo, 94
linguagem de especificação de, 99
tratamento de violações de, 100-101
restrições baseadas em aplicação, 94
restrições baseadas em esquema, 94
restrições de chave, 95-96
restrições de domínio, 94
restrições de estado, 99
restrições de integridade, 14, 96, 98
restrições de transição, 99
restrições estruturais, 48
restrições inerentes baseadas em modelo, 94
reticulados, 64

S

SAN, área de armazenamento em rede, 321
schedules, 405, 407
segurança e autorização
em banco de dados, 527-541
segurança, 4-5, 12
SELEÇÃO (SELECT), operação, 107-109, 118
SELECT, comando, 156-1163
seletividade de junção, 115-116
semântica
dos atributos da relação, 210-212
significado, 210
semântica, 14
SEQUEL, 148
seqüências de operações, 109-110
serialidade, 407-408, 410, 411
servidor Web, 31
SGBD(s)
arquitetura dos pacotes, 19
cache de, 439
cálculo relacional, 106
catálogo, 7, 8, 11, 22, 23, 26
controle de concorrência, 9
disponibilidade para atualizar as informações, 15
distribuído, 32
economias de escala, 15
funções, 4-5
heterogêneos, 32
interfaces, 25-26
linguagens de, 24-25
módulos componentes, 26-27
múltiplo-nível, 23
multiusuário, 8
quando não usar o, 17
relacionais, 89, 97
representação conceitual, 8
restringindo acesso não autorizado, 12-13
usuários dos, 148
vantagens da utilização da abordagem, 11-15
singleton set, 42
síntese conceitual bottom-up, 69
sintonização (tuning), 386
sintonização de consultas, 391-392
sintonização de índices, 389-390
sintonização do projeto de banco de dados, 390-391
sistema gerenciador de banco de dados, 4, 19. *Veja também* SGBD
sistema SQL/DS
do sistema operacional MVS, 89
SISTEMAR, 148
sistemas de banco de dados orientados a objeto, 13
sistemas de informação
ciclo de vida, 259-260
geográfica, 668-673
sistemas de informações geográficas (GIS), 3, 60, 668-673
sorted files. *Veja* arquivos de registros ordenados
SQL dinâmica, 188-190, 192
SQL embutida, 188-190
SQL, linguagem, 89, 97, 106, 182-205, 415. *Veja também* SQL-99
SQL-99, 148-179. *Veja também* SQL
SQL/PSM, 202-205
SQLJ, 188-190
starvation (inanição), 424-426
strings, 42, 91, 150, 152, 162
subclasse compartilhada, 67
subclasses, 61, 62, 64, 66
subconjuntos de atributos, 95
subordinada, 48
SUBTRAÇÃO (MINUS), operação, 110-112
superchave
default, 95
mínima, 95

superclasse, 61
superclasse generalizada, 64

T

tabelas básicas, 150
tabelas virtuais, 183-186
taxonomia, 81
técnicas de controle de concorrência, 419-436
técnicas de recuperação de banco de dados, 438-452
tecnologia de bancos de dados ativos, 3
tecnologia EEPROM, 294
Ted Codd, 89
template
  conclusão do, 253
  dependências, 253
tempo de acesso randômico, 682
tempo real. *Veja* real time
teoria lógica, 81
thesaurus, 81
timestamp (marca de tempo), 94, 152, 419, 426-428
tipo de herança, 61
tipo entidade fraca, 48-49, 139
tipo entidade identificador, 48
tipo entidade proprietária, 48
tipo união, 60, 61, 69
tipo(s) entidade
  dominante, 48
  filho, 48
  forte, 48
  fraca, 48-49
  identificador, 48
  pai, 48
  proprietária, 48
  regular, 48
tipos de dados SQL
  definição de, 149-153
tipos entidade forte, 48
tipos entidade regular, 48
tipos relacionamento específicos, 62
top-down
  metodologia de projeto, 209
  processo de refinamento conceitual, 69
transação(ões). *Veja também* operações
  conceito, 9
  customizadas, 10
  enlatadas, 10
  interativas, 435
  introdução aos conceitos e teoria do processamento de, 397-416
transações customizadas, 10, 11. *Veja também* transações enlatadas
transações enlatadas, 10. *Veja também* transações customizadas
transações interativas, 435
tratamento de violações de restrição, 100-101
travas, 435-436
três camadas, servidor de, 31
trigger. *Veja* gatilho(s)
tuning. *Veja* sintonização
tupla(s), 90, 91, 92, 93, 94, 98, 100, 101, 106, 107, 124, 125, 156, 159, 160, 172, 212-214, 244-245
tuplas hipotéticas, 253
tuplas ilegítimas
  geração de, 215

U

UML, 35, 52, 54, 60, 73, 78, 257. *Veja também* diagramas UML
underscore, 162
UNDO/REDO, 446-447
UNIÃO (UNION), operação, 110-112, 118
UNIÃO EXTERNA (OUTER UNION), operação, 122
UNIÃO, construção, 60
UNIQUE, função, 167-169
UNIVERSIDADE, exemplo de banco de dados, 71, 73
universo de discurso (UoD), 4
UoD, 4
Update ou Modify, operação, 101
UPDATE, comando, 177-178
usuário(s)
  finais
    casuais, 10, 11
    sofisticados, 10,11
  iniciantes ou finais parametrizáveis, 10, 11
  autônomos (stand-alone), 11
  múltiplas interfaces para os, fornecendo, 13-14
  clientes, 16
  dos SGBDs, 148
utilitários do sistema de banco de dados, 27

V

valores atômicos, 90, 92
valores componentes, 93
valores nulls (nulos), 40, 42, 54, 91, 92, 93, 94, 98, 101, 164, 172, 214-215, 244-245

variações de junção
  atributo de junção, 115
  EQUIJUNÇÃO (EQUIJOIN), 114-116, 118
  JUNÇÃO NATURAL (NATURAL JOIN), 115, 118, 239
variáveis de tuplas, 159
variável iterativa, 187
visão virtual dos dados, 9
visões (views)
  tabelas virtuais, 183-186
  comparação entre data warehouse, 655
Web, 16, 31, 81, 186, 509, 605
wireless. *Veja* computação móvel
WITH CHECK OPTION, cláusula, 186
WORM, discos, 294

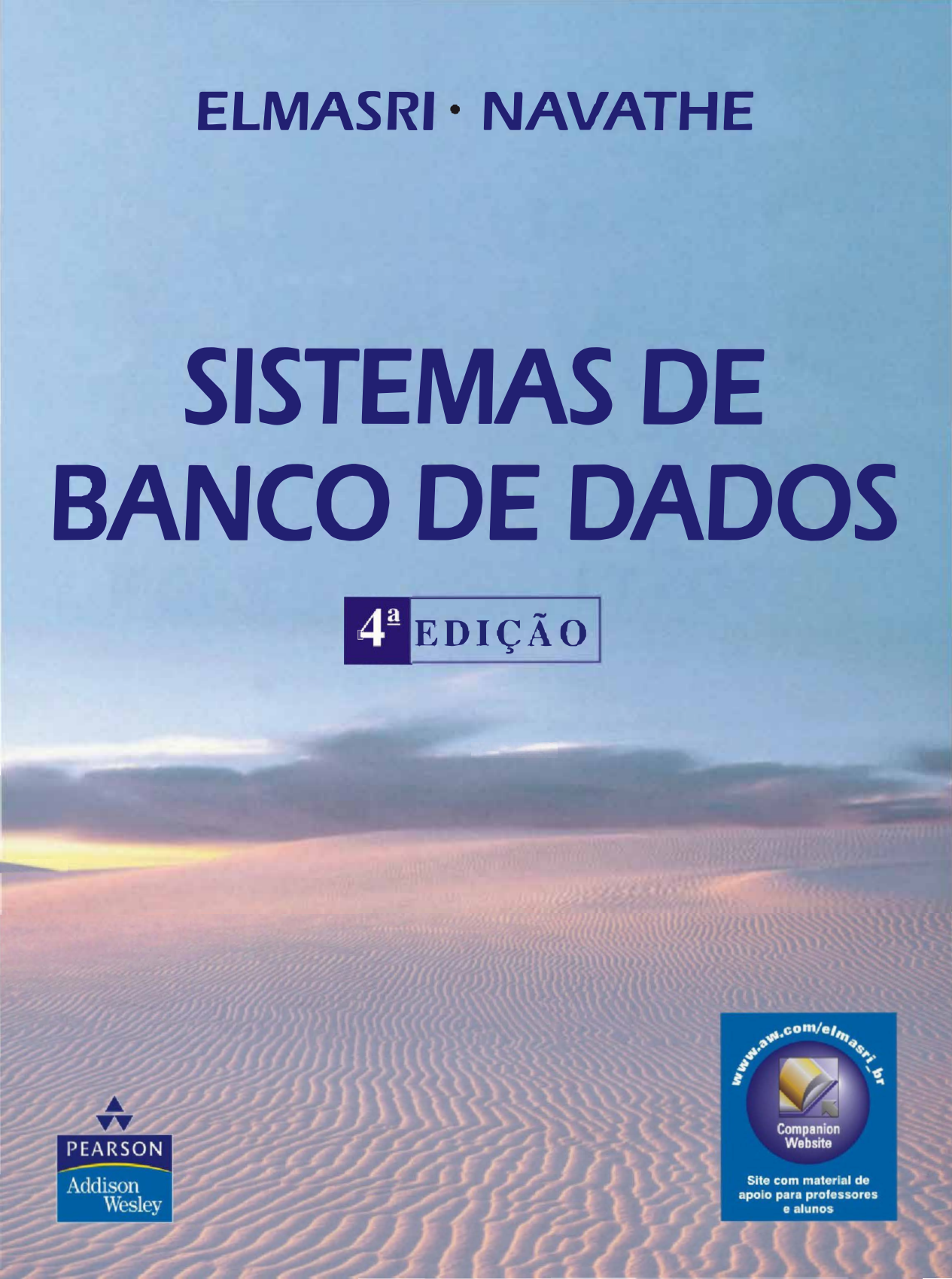
X

XML, 16, 32, 605-623

ELMASRI · NAVATHE

SISTEMAS DE BANCO DE DADOS

4ª EDIÇÃO



PEARSON Addison Wesley